UNIVERSITE DE PARIS-SUD

CENTRE D'ORSAY

THESE

présentée

Pour obtenir

Le TITRE de DOCTEUR 3e CYCLE

SPECIALITE : INFORMATIQUE

PAR

Monsieur HORLAIT Eric

SUJET : PROTOCOLES DE COMMUNICATION DE BAS NIVEAU ET RESEAUX LOCAUX.

soutenue le 13 NOVEMBRE 1981 devant la Commission d'examen

MM. GELENBE E. Président

PUJOLLE G.

NORA C.

FAYOLLE G.

NAFFAH N.

ORSAY
n° d'ordre : 3106

UNIVERSITE DE PARIS-SUD

CENTRE D'ORSAY

THESE

présentée

Pour obtenir

Le TITRE de DOCTEUR 3e CYCLE

SPECIALITE : INFORMATIQUE

PAR

Monsieur HORLAIT Eric

SUJET : PROTOCOLES DE COMMUNICATION DE BAS NIVEAU ET RESEAUX LOCAUX.

soutenue le 13 NOVEMBRE 1981 devant la Commission d'examen

MM. GELENBE E. Président

PUJOLLE G.

NORA C.

FAYOLLE G.

NAFFAH N.

Pour Eveline

et Sébastien,

SOMMAIRE.

PRESENTATION 1

INTRODUCTION 2

QUELQUES METHODES D'ACCES A UN RESEAU 8
1. ACCES ALEATOIRE 8
2. ALGORITHMES EN BOUCLE 10
3. CONCLUSION 13

UN PROTOCOLE DE DIFFUSION AVEC ECOUTE DE LA PORTEUSE 14
1. PRESENTATION DE L'ETUDE 14
1-1. L'architecture physique 15
1-2. Le protocole d'accès 15

2. ETUDE DU DEBIT 17
2-1. Le délai de propagation 17
2-2. La longueur des messages 19
2-3. La charge du réseau 20
2-4. Evaluation du débit 21
2-5. Evaluation du temps de service d'un message 28
2-6. Evaluation du trafic offert(charge) 33

3. LA SIMULATION 34
3-1. Description du modèle 34
3-2. Les résultats 36

4. PROBLEMES D'UNE APPLICATION REELLE 40
4-1. Evaluation théorique des paramètres 40
4-2. Choix du paramètre d'attente 41
4-3. Résultats de simulation 41

5. CONCLUSION 45

Digitized by the Internet Archive
in 2026

https://archive.org/details/IA41547318_0006

UNE EXPERIMENTATION DE RESEAU A ACCES ALEATOIRE : LE PROJET XANTHOS 49

1. INTRODUCTION 49

2. DESCRIPTION DU RESEAU 50

2-1. Description fonctionnelle 50

2-2. L'unité logique de raccordement 51

2-2-1. Les fonctions de l'ULR 51

2-2-2. L'organisation logique de l'ULR 51

2-3. L'unité physique de raccordement 52

2-3-1. Les fonctions de l'UPR 52

2-3-2. L'organisation de l'UPR 52

3. DESCRIPTION DES TACHES 53

3-1. Cahier des charges 53

3-2. Organisation logique le l'ULR 54

3-3. Processus BIN 55

3-4. Processus BOUT 55

3-5. Processus TIN 55

3-6. Processus TOUT 55

3-7. Processus DIFF 55

3-8. Les files d'attente 55

4. DEFINITION DES ZONES DE DONNEES GLOBALES 56

4-1. Files d'attentes 56

4-2. Tables de contexte 56

4-3. Table du processus DIFF 58

4-4. Sémaphores 58

5. LIAISON AVEC LES UTILISATEURS 58

6. STRUCTURE DES MESSAGES 60

6-1. Messages normaux 60

6-2. Messages à diffuser 60

7. ETUDE DES PROCESSUS 61

7-1. Processus TIN 61

7-2. Processus TOUT 62

7-3. Processus BIN 63

7-4. Processus BOUT 64

8. CONCLUSION 65

UN PROTOCOLE EN BOUCLE 72
1. L'ALGORITHME 72
1-1. DESCRIPTION DU PROTOCOLE 72
1-2. L'ARCHITECTURE PHYSIQUE D'ACCUEIL 74

2. Etude théorique du protocole en boucle 75
2-1. LES HYPOTHESES DE L'ETUDE 75
2-2. PROBLEMES GLOBAUX 76
2-3. ETUDE DU TEMPS DE SERVICE 79
2-4. Etude du débit global 82
2-5. Comportement de la file 83

3. CONCLUSION 88

UNE EXPERIMENTATION DE RESEAU EN BOUCLE : LE PROJET SIRENE 89
1. PRESENTATION 90
2. LES COUCHES HAUTES 91
2-1. La couche session 91
2-2. Couche présentation 94

3. L'ARCHITECTURE 94
4. LA COUCHE RESEAU 98
4-1. Procédure R-EMISSION 98
4-2. Procédure R-RECEPTION 99
4-3. Procédure R-INITIALISATION 100
4-4. Contrôle de flux 100

5. LA COUCHE TRANSPORT 101
5-1. Le protocole de bout en bout 101
5-1-1. La procédure d'appel 101
5-1-2. Contrôle de flux et contrôle d'erreur 102
5-1-3. Structure des paquets 103
5-1-4. Procédure de fin d'appel 103
5-1-5. Procédures d'émission et réception 103

5-2. Les services rendus aux couches supérieures 104

6. CONCLUSION 104

CONCLUSION 106

BIBLIOGRAPHIE 108

PRESENTATION

Ce travail est consacré aux techniques d'accès à un réseau local informatique. Nous y étudions des procédures d'accès de bas niveau en utilisant des outils de modélisation de systèmes de files d'attente. L'aspect réalisation de ces techniques est également mis en évidence à l'aide de comptes-rendus d'expérimentations en vraie grandeur.

Après avoir introduit le concept de réseau local informatique, nous décrivons un certain nombre de techniques assez courantes d'accès à ces moyens de communication. Nous nous attachons ensuite à étudier en détail deux politiques particulières. Dans ce but, une évaluation de performances théorique puis une expérimentation sont successivement décrites dans chacun des deux cas. Enfin, après avoir tiré quelques conclusions de ces études, nous présentons une bibliographie sur ces sujets.

Je tiens à remercier Mr le Professeur Erol GELENBE qui me fait l'honneur de présider le jury de cette thèse et qui m'a conseillé et guidé pendant toute la durée de ce travail. Je remercie également Mr le Professeur Guy PUJOLLE qui a accepté d'être le rapporteur de cette thèse, ainsi que Mme C. NORA, Mr G. FAYOLLE et Mr N. NAFFAH qui ont bien voulu participer au jury. Enfin, je remercie tous les enseignants de l'ENST qui m'ont apporté leur soutien et leurs conseils.

INTRODUCTION

Depuis leur apparition sur le marché, les calculateurs digitaux (ordinateurs) sont devenus de plus en plus efficaces au fur et à mesure que les progrès technologiques facilitaient leur fabrication et diminuaient leur prix dans des proportions très considérables. Ainsi, l'existence de mini-ordinateurs et de micro-processeurs a permis le développement d'un nombre très important de machines diverses, spécialisées pour certaines dans un type de traitement, ou, au contraire, à usage général. La notion de travail réparti entre plusieurs calculateurs est alors apparue pour permettre de rassembler en plusieurs machines un ensemble complet de potentialités. Cependant, la répartition des tâches entre machines, pour être efficace et apporter les améliorations souhaitées par rapport à un traitement centralisé, doit aller de pair avec une circulation d'informations très importante.

Aussi, quand un ensemble de machines (de calculateurs) doit échanger des informations, de quelque nature qu'elles soient, apparait le besoin de disposer d'un moyen de communication sûr et fiable. Une des techniques actuelles est de regrouper ces interlocuteurs potentiels autour et à l'intérieur d'une configuration physique et logique que l'on appelle un réseau de communication. On a l'habitude de dénommer hôte, les machines participant à un tel réseau.

A ce niveau de définition, apparaissent différents problèmes liés à la qualité de fonctionnement d'un tel système. En effet, il va être nécessaire de garantir, au niveau du réseau, certaines propriétés. Pour préciser ces questions, nous allons envisager quelques exemples en forme de cas particuliers afin de faire apparaître quelques classes de problèmes à résoudre lors de la définition, de l'étude, et de l'implémentation de ces moyens de communication.

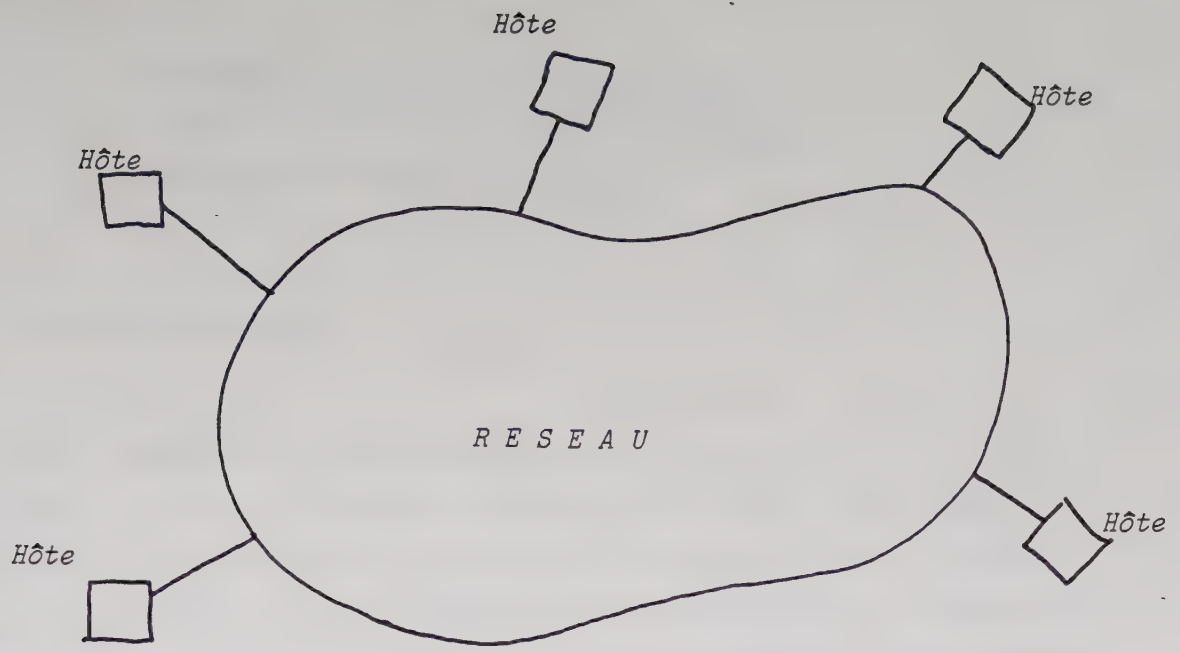


Figure 2-1: Structure d'un réseau

Le courrier électronique

Cette application consiste à offrir à des hôtes humains du réseau la possibilité d'échanger du courrier, ou plus généralement, des documents écrits, par l'intermédiaire d'appareils électroniques (téléimprimeurs, consoles de visualisation, imprimantes,...) qui conservent à l'information un support "informatique", par opposition aux système du type "télécopie" qui reconstituent un document sans en garder de trace (problème de mémorisation de l'information). Pour ce service, il est raisonnable de tolérer:

-d'éventuelles erreurs de transmission portant sur de faibles parties de l'information.
-des délais d'acheminement longs à l'échelle des calculateurs électroniques (de l'ordre de quelques secondes par exemple)

Au contraire, cette application ne saurait s'accomoder de perturbations telles que:

-Divulgation de documents confidentiels
-Perte totale de l'information à transférer
-Long temps d'attente à la saisie

Le calcul scientifique

Dans la mesure où il est souhaitable de rassembler et d'unir la puissance de calcul de plusieurs unités de traitement informatique, la technique des réseaux de communication peut être un outil important d'une application dans le domaine purement scientifique. A titre d'illustration, on peut citer la mise en place de programmes dont certaines parties d'exécutent en parallèle sur des sites distincts. Pour ce genre d'usage, on peut sans dommage supporter des inconvénients tels que:

-Non-confidentialité du transport de l'information

Mais, au contraire, la réussite d'une telle entreprise est conditionnée par l'absence des problèmes suivants:

-Des temps d'accès et de transport très longs
-Des pertes d'information

Contrôle de processus

Dans le domaine industriel, également, les réseaux de communication peuvent trouver des applications comme véhicule d'informations très diverses. On peut imaginer la liaison, à travers un réseau, d'un certain nombre de machines destinées au calcul, de capteurs donnant les états de fonctionnement de divers processus, et d'effecteurs capables de réagir aux ordres donnés par une machine centrale. Dans certaines de ces applications, pourront être supportés:

-Des pertes d'information (un faible pourcentage!..)
-Une non-confidentialité

Mais, en contre partie, devront être assurés:

-Des temps de transmission très courts
-Une très grande disponibilité
-Une grande immunité aux bruits électriques

Bases de données

Cette application tient de plus en plus de place dans le monde actuel, et la taille grandissante des informations à traiter ainsi que leur volume rendent réalistes les projets de bases de données réparties. En effet, en dispersant judicieusement les données dans les différents centres, la consultation de la base pourra être facilitée. La liaison, qui doit cependant exister pour maintenir la cohérence de la base lors des opérations de mise à jour, peut parfaitement être matérialisée par un réseau pour qui sont intolérables les inconvénients de:

-Non-confidentialité
-Perte d'information

Les qualités du réseau doivent, en outre comprendre:

-Une disponibilité élevée (malgré le volume éventuel des données à acheminer)
-Des temps de transmission relativement courts
-Une grande fiabilité

Traitement informatique général

Se trouvent rassemblés sous cette appellation, les applications informatiques très diversifiées dont le besoin se fait sentir à l'intérieur des organisations (entreprises par exemple). Une solution décentralisée, et même répartie, peut alors être proposée et, en particulier, il peut paraître souhaitable de disposer de plusieurs machines dont les qualités et les services sont complémentaires:

-Une machine réservée au calcul scientifique
-Une machine chargée de la gestion financière
-Une machine dédiée à la gestion du courrier
-D'autres machines pour le traitement de textes
-D'autres encore pour les accès de terminaux légers
-etc...

Un tel "cahier des charges" fait ressortir la nécessité d'un réseau de communication "idéal", c'est à dire regroupant toutes les qualités envisagées ci-dessus. En supposant réalisé le réseau de communication parfait, se pose ensuite le problème de la compatibilité entre les machines. En effet, l'échange d'information entre deux hôtes issus de constructeurs différents peut poser d'énormes problèmes d'interfaçage. C'est ici que doivent intervenir des protocoles de communication de haut niveau pour assurer le bon fonctionnement du réseau, aussi bien sur le plan matériel que sur le plan logiciel, de sorte que, vu de l'extérieur, le réseau soit un tout cohérent et facilement accessible. Ce concept d'accessibilité est fondamental dans la mesure où un réseau de communication ne doit pas être un système fermé au monde extérieur mais, bien au contraire, un moyen de communication extensible et facilement accessible de l'extérieur (éventuellement par des utilisateurs priviligiés) permettant un accès à des ressources mises au service d'une communauté.

Conclusion partielle

A la lumière de ces exemples, on voit se dégager quelques uns des problèmes posés par les réseaux de communication. Mais, plus encore, nous avons pu décomposer le problème "réseau" en fonction de différents critères tels que:

-Topologie du réseau
-Algorithmes d'accès
-Protocoles de haut niveau

Une étude ainsi fragmentée pourra guider le choix dans la conception et l'organisation d'un réseau de communication en analysant

succcessivement ces trois points vis à vis des besoins réels de l'utilisateur final.

Cependant, il apparait difficile d'appréhender de la même manière des réseaux de communication aussi divers que TRANSPAC d'un côté, et le réseau d'information d'une PME (Petite ou Moyenne Entreprise) de l'autre. Dans un cas, on parle de "grand réseau" ou de réseau national, de l'autre, de réseau local.

Une définition plus formelle des réseaux locaux est, plutôt qu'un critère géographique, l'absence de mémorisation intermédiaire d'un réseau local. En effet, un réseau public, tel que TRANSPAC, possède des noeuds de commutation qui stockent et réemettent les différents paquets. Par suite, à un instant donné, plusieurs messages sont mémorisés dans le réseau. Au contraire, les réseaux locaux se caractérisent par la présence, à un instant donné, de un ou zéro paquet dans le réseau.

Il est évident qu'un tel critère de définition entraine comme corollaire un domaine de répartition géographique de ces réseaux. En effet, plus un réseau de communication s'étend, plus sa capacité potentielle de stockage s'accroit. L'exemple typique de réseau ayant un énorme stockage potentiel (dû à la géographie du réseau) est le réseau satellite!

La suite de ce travail est consacrée à l'étude de protocoles de communication intéressant les réseaux locaux. On envisagera deux politiques d'accès à travers des évaluations de performances théoriques ainsi qu'à l'aide de deux réalisations en vraie grandeur.

QUELQUES METHODES D'ACCES A UN RESEAU

Nous allons ici décrire brièvement quelques méthodes parmi les plus utilisées d'accès à un réseau. Trois catégories de protocoles sont ainsi exposées.

1. ACCES ALEATOIRE

La méthode ici considérée est dite aléatoire car le moment exact où va s'effectuer (ou tenter de s'effectuer) une transmission n'est pas connu à l'avance (de façon déterministe).

Méthode ALOHA

Lorsqu'un hôte dispose d'un message à émettre, il l'émet puis regarde si la transmission s'est effectuée correctement sans collision (sans que le réseau soit déjà occupé par un autre hôte). S'il y a conflit, les hôtes concernés par la collision décident d'une retransmission ultérieure à une date déterminée de façon aléatoire (en suivant éventuellement des algorithmes d'optimisation).

Ecoute de la porteuse

A la différence de la méthode précédente, l'hôte désirant émettre de l'information, "écoute" le canal pour en déterminer l'état (libre ou déjà occupé par une autre transmission) avant d'essayer de transmettre à son tour (si le réseau est vu libre).

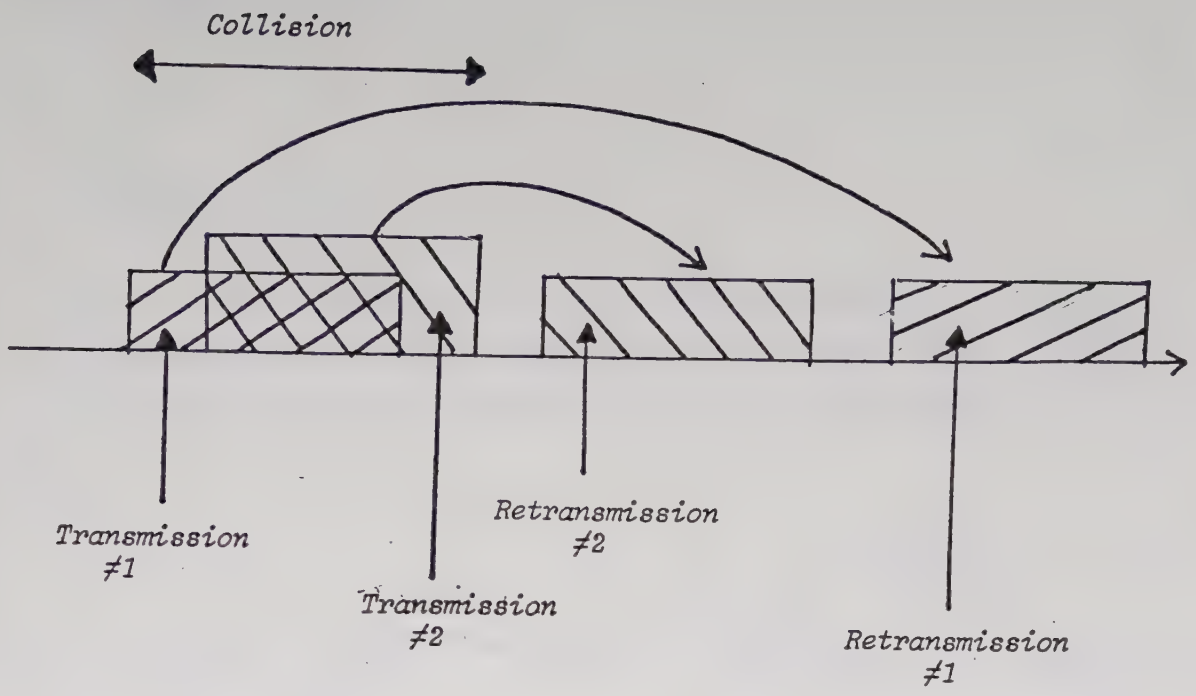


Figure 3-1: Méthode aléatoire (ALOHA)

Cette précaution permet d'éviter une partie des collisions qui surviennent dans ALOHA. Il reste cependant des risques de collisions dues aux temps de propagation des informations sur le réseau (voir page).

Lors d'un conflit d'accès dû à une collision ou à une occupation du réseau, différents algorithmes permettant de déterminer une nouvelle date d'essai de transmission peuvent être utilisés.

Technique à jeton

Dans ce type d'algorithme, les participants au réseau sont regroupés en une boucle physique (ou au moins logique) de telle sorte qu'ils communiquent les informations chacun à un de ses voisins (figure 3-2).

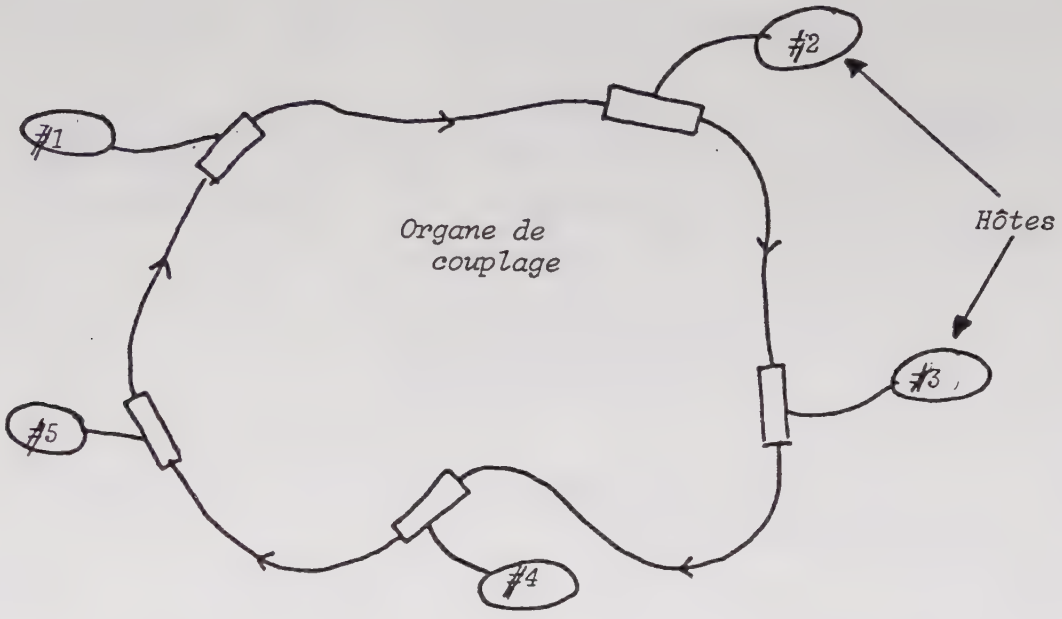


Figure 3-2: Un réseau en boucle

Un message spécial circule alors continuellement dans ce réseau distribuant un droit à la parole. Pour pouvoir émettre, un hôte doit avoir reçu ce message spécial (appelé jeton) qu'il passe à son voisin après sa transmission (s'il en a une en attente, sinon il passe quand même le jeton).

A l'opposé des méthodes précédentes, on évite ici le risque de collisions en réalisant un multiplexage temporel des informations devant circuler à travers le réseau.

Extension de boucle

Cette méthode voit encore les participants regroupés en une boucle physique cette fois. L'organe de couplage au réseau d'un hôte doit avoir la possibilité d'étendre momentanénent la boucle physique pour permettre l'insertion d'un message (figure 3-3).

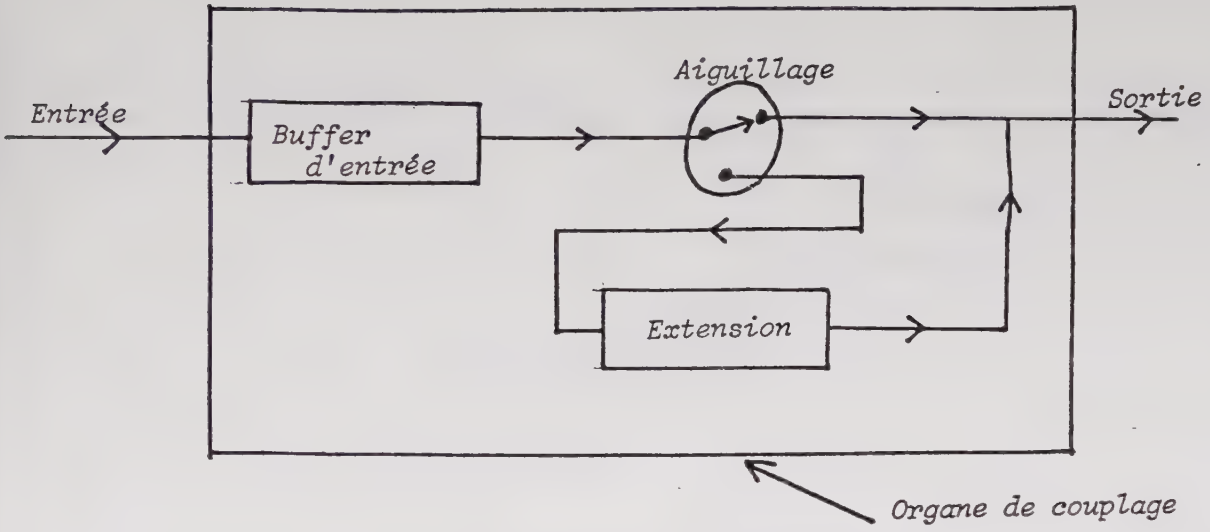


Figure 3-3: Extension de boucle

Les deux registres "extension" et "buffer d'entrée" sont des registres à décalage éventuellement mis bout-à-bout en cas d'insertion. Une logique de contrôle détecte les vides entre les messages dans le buffer d'entrée permettant la commande de l'aiguillage. Lorsque la boucle est étendue, on la restaure dans son état initial en supprimant les vides entre les messages arrivant.

Cette façon de faire possède, vis à vis des conflits d'accès, les mêmes garanties que la méthode par jeton. Elle permet cependant un démarrage automatique du réseau sans l'intervention d'une station hôte maître.

Les méthodes à réservation

Cette classe d'algorithme présente la particularité d'attribuer à chaque hôte une partie de la bande passante du réseau pour écouler son trafic. Une des méthodes bien connues de cette classe est la division du temps en tranches numérotées, chacune étant attribuée à un des participants (figure 3-4).

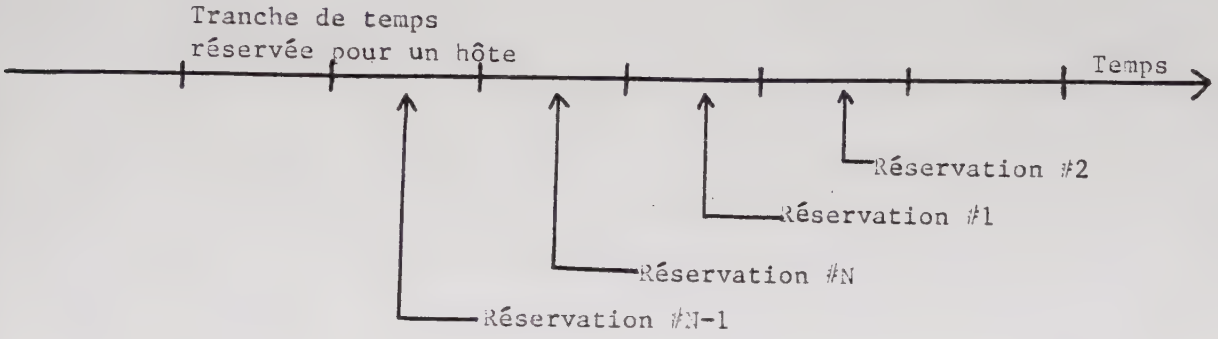


Figure 3-4: Réservation temporelle

Pour mener à bien une émission, un hôte doit attendre l'arrivée de sa tranche réservée, puis y insérer son message et attendre de nouveau. Ici encore le problème des collisions est écarté au prix d'une structuration très forte du réseau.

Différentes variantes de cet algorithme existent. Elles se distinguent souvent par la façon d'allouer les tranches de temps ainsi que par leurs méthodes d'adaptation aux pointes ou aux chutes de trafic.

3. CONCLUSION

Ce très rapide aperçu de quelques algorithmes parmi les plus courants montre la diversité des méthodes utilisées ainsi que leurs qualités et défauts propres.

Dans la suite de ce travail, nous considérerons deux algorithmes d'accès a un réseau: une technique à jeton et une technique aléatoire avec écoute de la porteuse. Des expérimentations en grandeur réelle de ces deux méthodes seront également décrites.

UN PROTOCOLE DE DIFFUSION AVEC ECOUTE DE LA PORTEUSE

Ce chapitre présente l'étude d'un algorithme particulier de gestion d'un réseau local. Il s'agit d'un protocole d'accès aléatoire avec écoute de la porteuse et avortement.

1. PRESENTATION DE L'ETUDE

Dans cette étude, nous allons successivement envisager le comportement du canal en terme de débit, puis en terme de temps d'attente. Il apparait ainsi des paramètres cruciaux pour le fonctionnement satisfaisant de l'algorithme qu'on essaiera d'optimiser. Enfin, on étudiera le comportement de la file des messages en attente lors du fonctionnement du réseau.

Pour préciser le vocabulaire utilisé, on parlera de messages ou paquets pour désigner les informations générées par les stations ou hôtes. Quant au moyen de communication lui-même, il s'agira du bus, du réseau, ou du canal. On tentera de donner à ces termes une signification plus précise lors de la présentation des protocoles de haut niveau.

1-1. L'architecture physique

Pour être opérationnel, un protocole de diffusion (à contention), doit utiliser un moyen de communication physique permettant l'écoute du trafic total par chacune des stations raccordées. Il est, d'autre part, souhaitable que ces connexions soient les plus simples possible à mettre en oeuvre.

On peut donc imaginer, comme support physique de notre réseau, un cable coaxial, des ondes hertziennes, ou même des fibres optiques (voir plus loin la description du réseau local XANTHOS). Quel que soit ce support physique, on le représentera (d'un point de vue logique) par un bus (au sens informatique du terme) auquel seront rattachées les différentes stations (voir figure 4-1).

Ces stations peuvent être de natures très diverses; elles possèdent cependant toujours une interface chargée de la gestion des communications. C'est le comportement de ces interfaces que nous étudions.

1-2. Le protocole d'accès

Le rôle de ce protocole est donc d'ordonnancer correctement les émissions de chaque hôte du réseau. Il est complètement décentralisé, et donc, intervient au niveau de chaque station prise individuellement.

Lorsqu'une station a un message prêt à être émis, elle se conforme à l'algorithme présenté à la figure 4-2.

La fonction de base est l'écoute permanente du canal pour en distinguer les deux états possibles suivants:

-libre: c'est à dire qu'aucune émission n'est en cours.

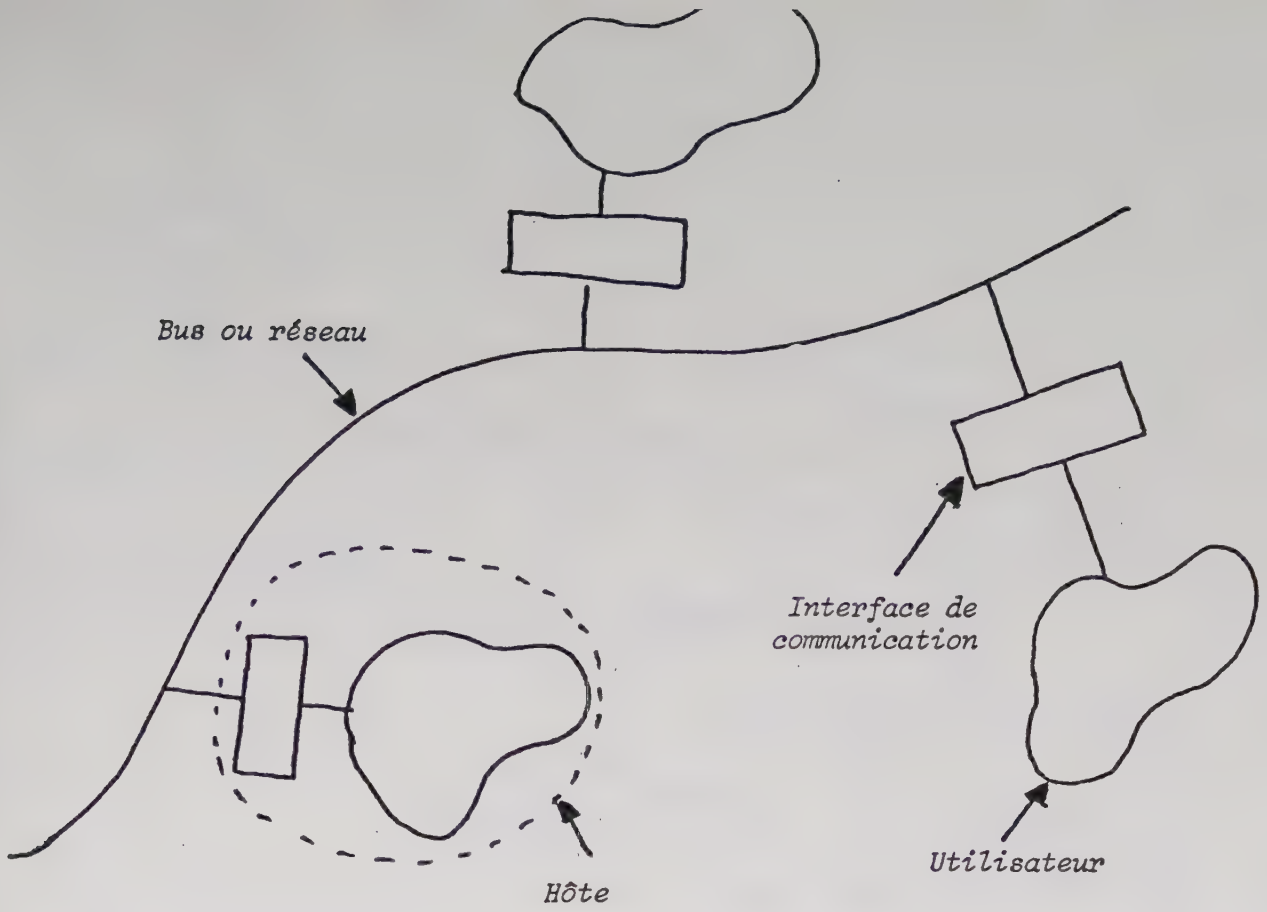


Figure 4-1: Représentation fonctionnelle d'un réseau

-occupé: qui est exactement le contraire!

La deuxième fonction importante est la détection d'une éventuelle collision lors d'une émission propre.

Ainsi, lorsqu'un message est prêt pour l'émission, la station teste l'état du canal. Si celui-ci est libre, alors elle tente une émission. A ce moment, deux événements sont envisageables. Le premier est une émission complète sans problème, le deuxième est la détection d'une collision. Quand ceci se produit, la station arrête sa transmission dès que possible et calcule une date de retransmission où elle réappliquera l'algorithme ci-dessus.

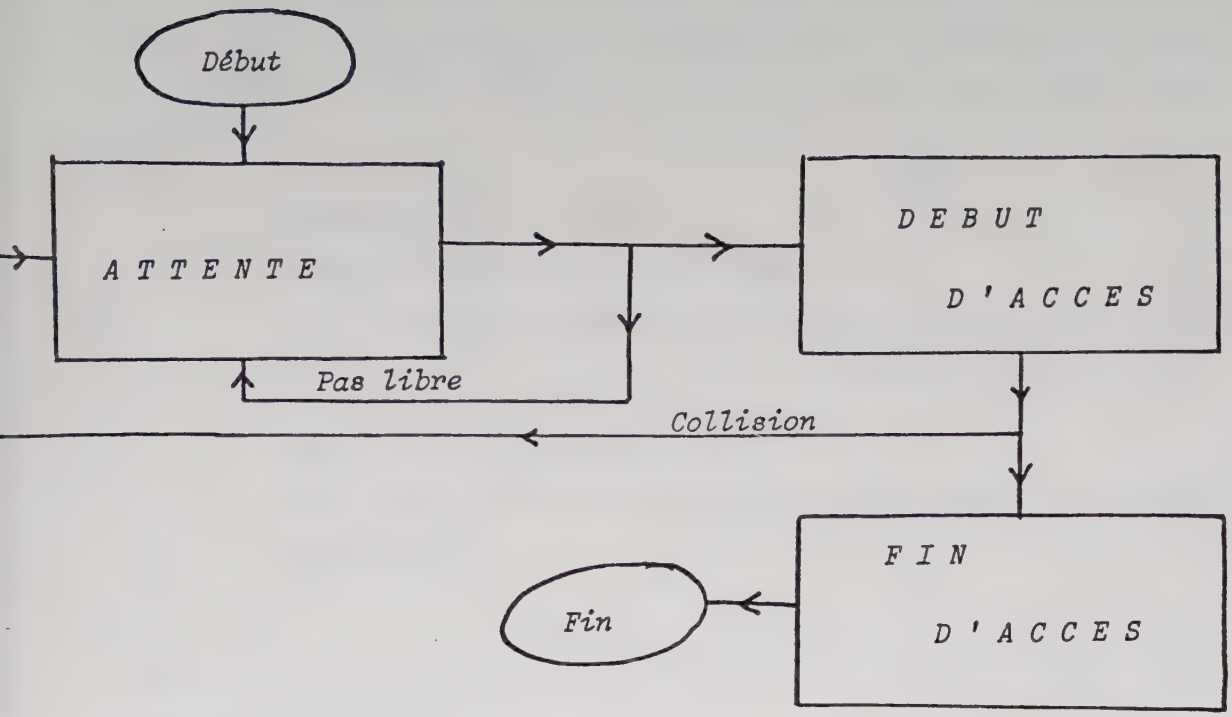


Figure 4-2: L'algorithme d'accès

2. ETUDE DU DEBIT

Plusieurs paramètres seront importants dans cette étude, aussi allons nous les présenter successivement et en détail, afin de préciser les notations utilisées.

2-1. Le délai de propagation

L'information qui circule sur un réseau se déplace à une vitesse fixe (vitesse de la lumière, en général) qui est la cause de délais de propagation de l'ordre de la micro-seconde pour des distances de l'ordre du kilomètre (3 µs par km pour la vitesse de la lumière) qui sont typiquement celles des réseaux locaux. Ce délai apporté par la transmission

de l'information n'est, malheureusement, pas le seul à prendre en compte. Il faut aussi prendre en compte le temps utilisé par les matériels électroniques qui réalisent les interfaces entre la station et le support physique de la transmission. Prenons un exemple pour mieux fixer les idées:

-Réseau étendu sur 3 km
-Vitesse de transmission de 1 Mb/s
- Transmission asynchrone des octets (1 bit de start, 8 bits utiles, 1 bit de parité, 1 bit de stop) soit 11 bits/octet
-Délai dû à la distance: 10 µs
-Délai dû aux interfaces: 22 µs
-Délai total: 32 µs (soit à peu près le temps d'émission de trois octets)

Ce temps total entre le départ et l'arrivée de la plus petite quantité d'information cohérente est ce qu'il faut considérer comme étant le délai de propagation.

Cette quantité (que l'on notera δ dans la suite) est responsable de l'existance même de collisions dans notre algorithme (ainsi que dans tout ceux du type à écoute de la porteuse). Pour montrer cela, considérons le schéma de la figure 4-3.

A un instant t où le canal est libre, la station 1 commence à émettre un message. Le canal est donc occupé à partir de la date t, mais la station 2 , elle, le verra libre jusqu'à $t+\delta$. Cette station 2 aurait donc pu initialiser une transmission entre $t-\delta$ et $t+\delta$ sans que 1 la voit, et une collision s'en serait suivie.

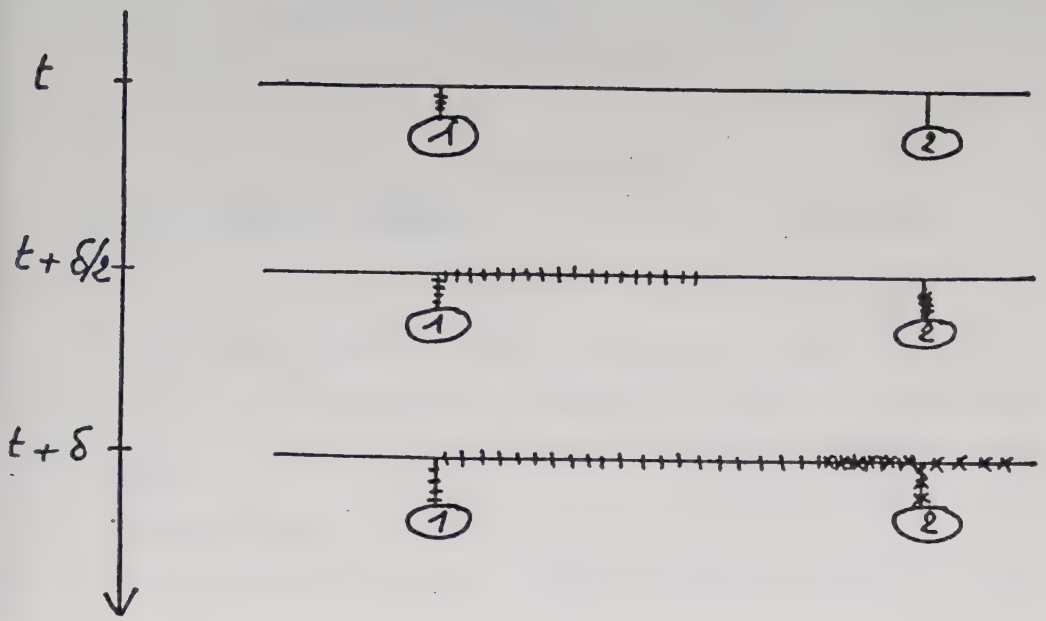


Figure 4-3: Une collision

2-2. La longueur des messages

On supposera ici une longueur fixe des messages émis par les stations normalement et correctement (on notera cette longueur ℓ). Cependant, il est apparut dans l'algorithme la notion d'arrêt d'émission lorsqu'une collision est détectée. Dans ce cas précis, un message plus court (et sans signification) est donc émis (on notera sa longueur ℓ'). Ce message court devra permettre d'indiquer à tous les participants au réseau l'existence d'une collision, ou, plus exactement l'indisponibilité momentanée du canal. Sa longueur devra être au moins égale à 2 , sans pour autant atteindre ℓ, valeur où tout le bénéfice apporté par l'arrêt sur collision est perdu.
En résumé:

$$\ell > \ell' > 2\delta.$$

Une première remarque s'impose ici:

L'écoute de la porteuse ne peut être efficace que si $1 > \delta$; En particulier, elle est difficilement applicable dans les réseaux satellites où les délais de propagation sont très grands (de l'ordre de la seconde).

2-3. La charge du réseau

Un réseau géré par un tel protocole va donc recevoir (au moins virtuellement) des demandes d'accès (ce sont les tests d'état du canal lors d'un essai de transmission). C'est la fréquence globale de ces accès (qui sont aussi bien des premiers accès que des essais de retransmission) que l'on appelle charge du réseau (on la notera λ); elle s'exprime en nombre d'essais d'accès par unité de temps.

Du fait même du fonctionnement de l'algorithme, une partie seulement de cette charge sera effectivement acheminée correctement. Ce flux de messages traités correctement est mesuré par le débit du canal (on le notera λ_0). C'est cette quantité que nous allons évaluer, ou plus exactement, le débit normalisé que nous noterons τ tel que:

$$\tau = \frac{\lambda_0}{\lambda \text{ max}}$$

On établit ainsi une mesure de qualité d'un réseau en terme de débit dont la valeur est comprise entre 0 et 1 et dont la valeur maximum représente l'ordonnancement parfait des messages et, par suite, l'algorithme optimal.

2-4. Evaluation du débit

Afin de pouvoir étudier le comportement d'un réseau local géré par ce protocole, nous avons défini un modèle se prêtant à une analyse mathématique (figure 4-4).

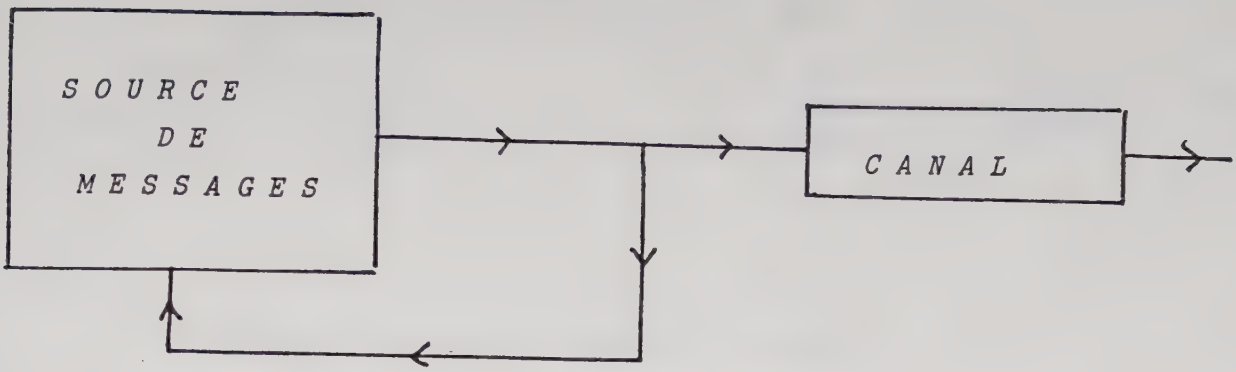


Figure 4-4: Le modèle global utilisé

Ce modèle est du type à source infinie; il représente, pratiquement, un réseau avec une infinité de stations connectées. L'hypothèse essentielle faite ici est que le trafic total sortant de cette source (qui comprend aussi bien des premières transmissions que des retransmissions) suit une loi de Poisson de moyenne $1/\lambda$. D'autre part, les paramètres l, l', et δ définis plus haut sont exprimés en unités de temps pour simplifier la formulation.

Soit t la date où un paquet (issu de la source) tente une émission quand le canal est réellement libre de tout trafic.

Soit Y la variable aléatoire telle que t+Y soit la date de l'essai de transmission du dernier paquet généré par la source entre t et $t+\delta$.

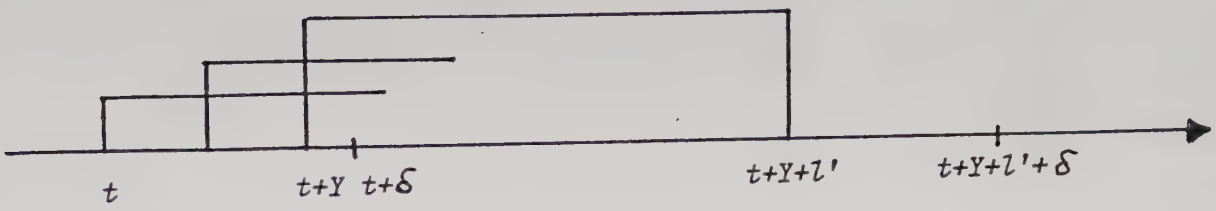


Figure 4-5: Les recouvrements de messages

Si Y>0, alors une collision a eu lieu et le canal sera de nouveau libre à la date t+Y+ℓ' et, tous les participants du réseau le verront libre à la date $t+Y+\ell'+\delta$.
Si Y=0, alors l'émission se passe bien et le canal sera de nouveau libre à la date t+ℓ et les participants le verront libre à $t+\ell+\delta$.

On appelle période occupée, la période entre deux dates où le canal est réellement libre et vu libre.
Soit Z la variable aléatoire représentant la durée d'une telle période.
On a, en terme de probabilités:

$$Z = \begin{cases} Y + \ell' + \delta & \text{avec probabilité Pr (Y>0)} \\ \ell + \delta & \text{avec probabilité Pr (Y=0)} \end{cases}$$

Or, on peut évaluer facilement la distribution de probabilité de Y qui est, sous nos hypothèses,

$$\begin{aligned} \Pr(Y<y) &= \Pr(\text{pas d'émission entre } t+y \text{ et } t+\delta) \\ &= \exp(-\lambda(\delta-y)) \end{aligned}$$

Soit, alors,

$$EY = \delta - \frac{1}{\lambda} \quad (1 - \exp(-\lambda\delta))$$

Et, par suite, l'espérance mathématique de Z sera

$$\begin{aligned} EZ &= EY + \ell'.Pr(Y>0) + \ell.Pr(Y=0) + \delta \\ &= 2 + \ell' - \frac{1}{\lambda} + \exp(-\lambda\delta).(\ell-\ell'+\frac{1}{\lambda}) \end{aligned}$$

Si on appelle alors <u>période libre</u> une période séparant deux périodes occupées, et si S est la variable aléatoire représentant la durée de ces périodes, alors, on a clairement

$$Pr(\ S < x\ ) = Pr(\text{ Pas d'émission pendant la durée } x\ )$$

$$= \exp\ (-\lambda x)$$

Soit, évidemment

$$ES = \frac{1}{\lambda}$$

On voit donc alors, que la "vie" du canal est une succession de périodes occupées et de périodes libres parfaitement cyclique. Si C est la variable aléatoire représentant la durée d'un tel cycle, on a

$$EC = EZ + ES$$

$$= 2\delta + \ell' + \exp(-\lambda\delta).(\ell-\ell'+\frac{1}{\lambda})$$

Dans un tel cycle, ou bien une période de longueur ℓ est consacrée à une transmission, ou bien le temps est "gâché" en collision et en émissions indéchiffrables. Soit U la variable aléatoire représentant le temps utile (émission correcte) dans un cycle de la vie du canal. On a alors deux valeurs possibles pour U: soit ℓ, soit 0. Par suite,

$$Pr(\ U = 0\ ) = Pr(\text{ Une collision a eu lieu }) = 1 - \exp(-\lambda\delta)$$

$$Pr(\ U = \ell\ ) = Pr(\text{ Pas de collision }) = \exp(-\lambda\delta)$$

et,

$$EU = \ell.\exp(-\lambda\delta)$$

Du fait du comportement cyclique du canal, on peut évaluer le débit de celui-ci comme étant τ tel que

$$\tau = \frac{EU}{EC}$$

Ou encore,

$$\tau = \frac{\ell.\exp(-\lambda\delta)}{2\delta + \ell' + \exp(-\lambda\delta)\ .\ (\ell-\ell' + \frac{1}{\lambda})}$$

Pour pouvoir interpréter ce résultat, plusieurs courbes représentant les variations de τ en fonction de λ sont données:

fig 4-6: Influence du délai de propagation (δ) sur le débit du canal.

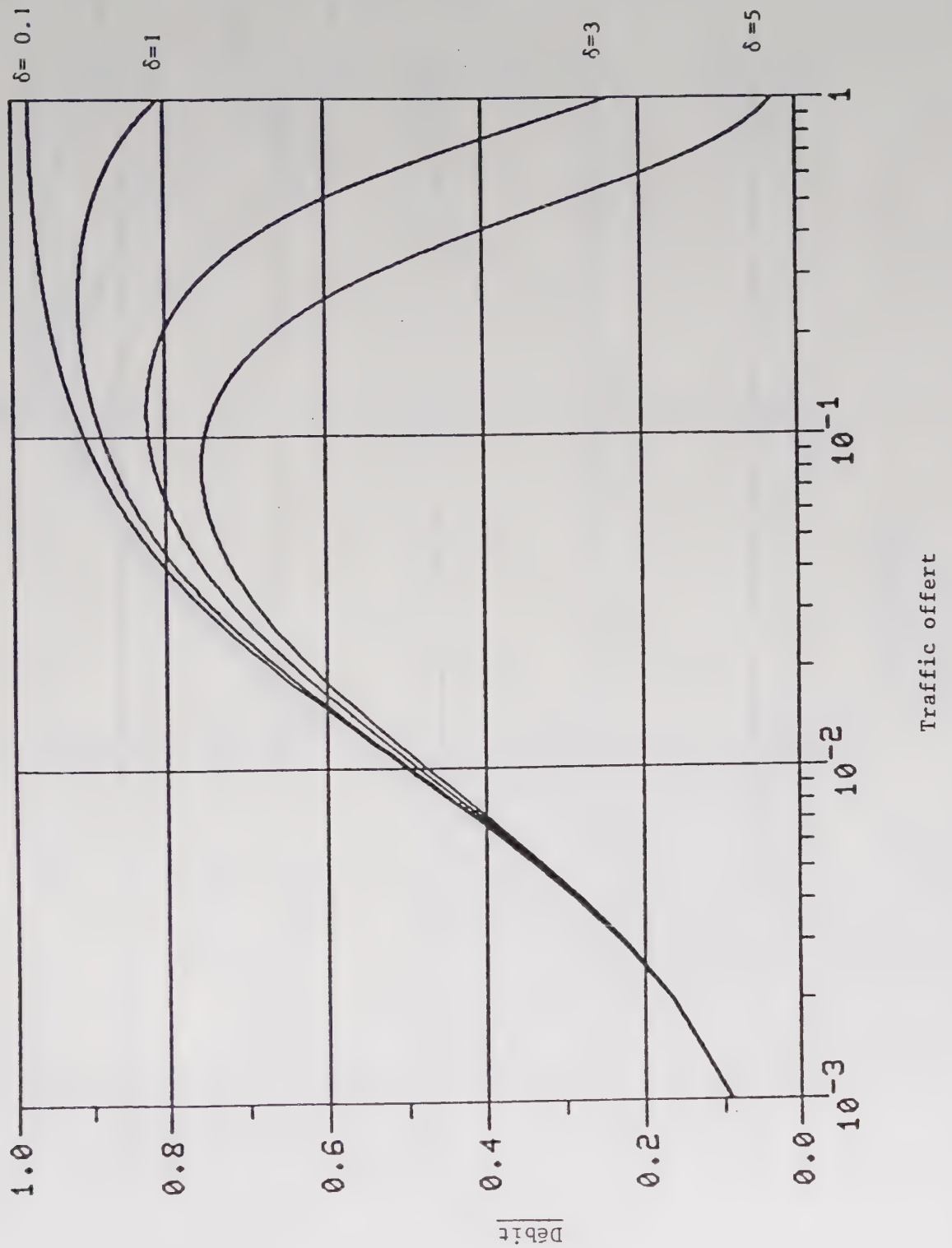


Figure 4-6: Influence du délai de propagation

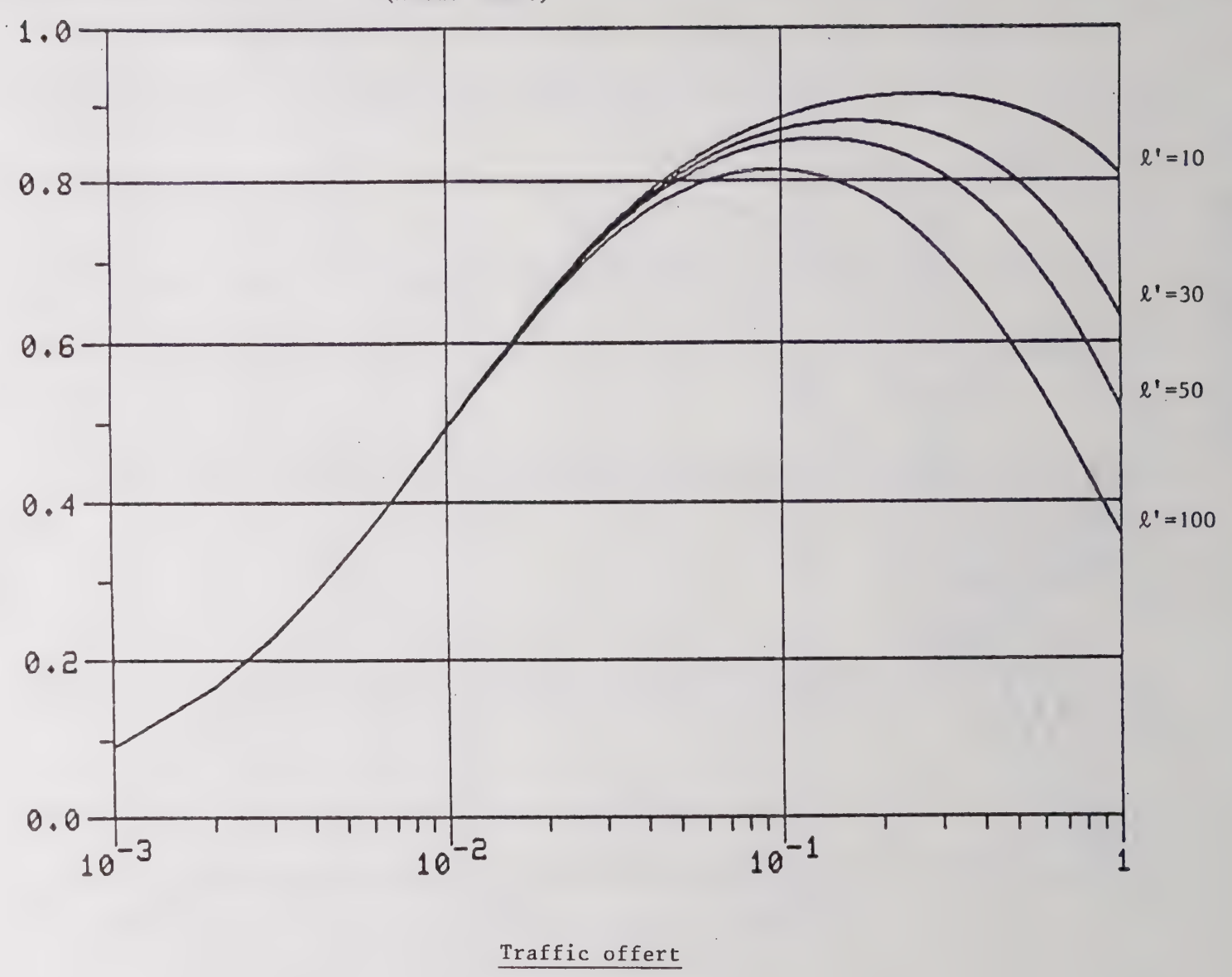


Figure 4-7: Influence de la longueur des messages courts

fig 4-8: Influence de la longueur des messages courts (l') sur le débit du canal.

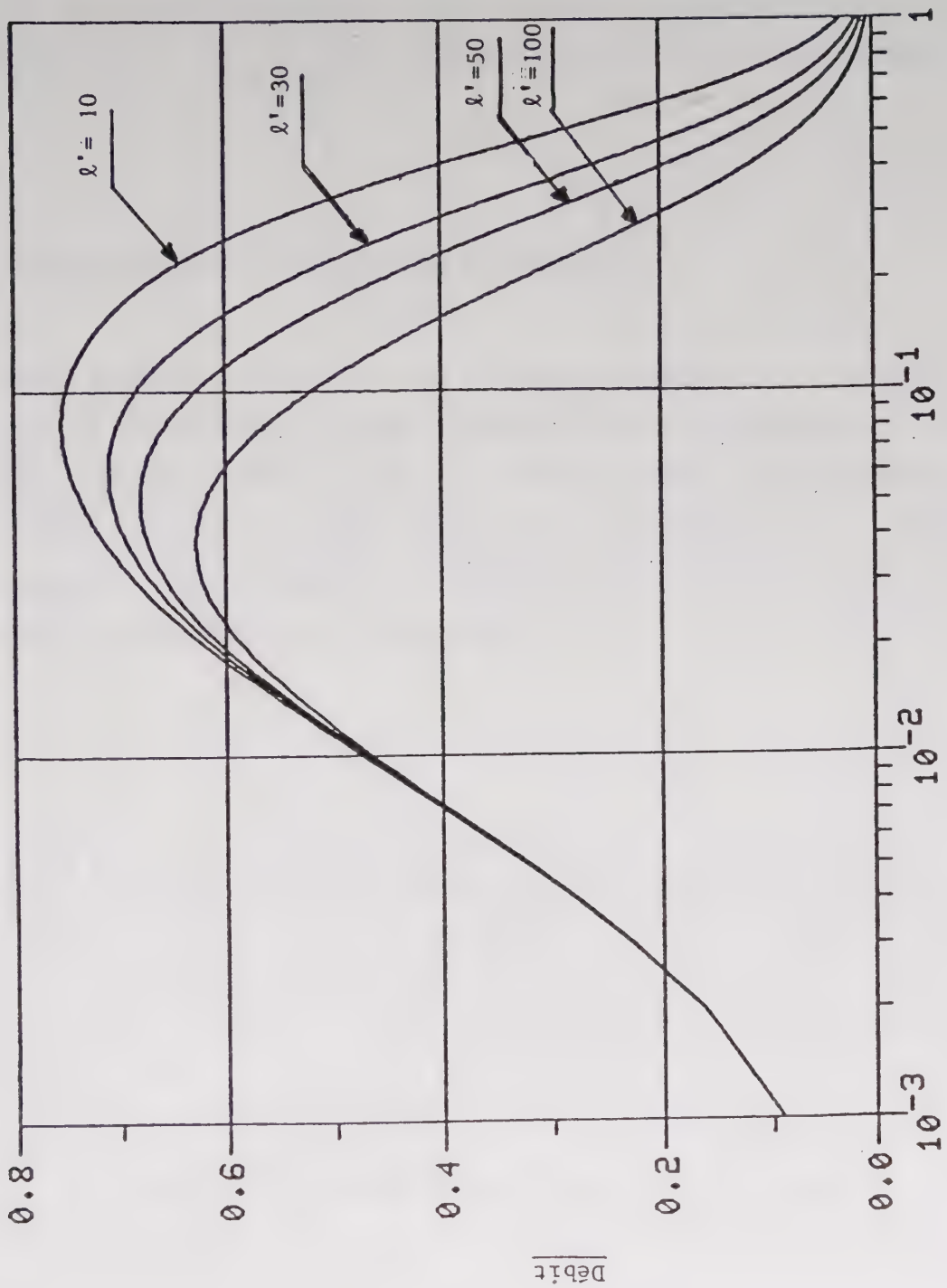


Figure 4-8: Influence de la longueur des messages courts

La forme générale de ces courbes montre qu'une valeur optimale (pour le débit) de la charge existe pour laquelle le débit du canal est élevé. De part et d'autre de ce maximum, le débit décroit strictement, dans un cas par sous-sollicitation du canal (mauvaise occupation), et dans l'autre, au contraire, par une sur-sollicitation entrainant un grand nombre de collisions.

2-5. Evaluation du temps de service d'un message

Nous allons ici affiner un peu le modèle précédant pour pouvoir analyser le comportement d'un hôte particulier. Nous considérons que l'ensemble des participants autres que l'hôte considéré, est une source de messages telle que l'ensemble des accès au canal (hôte + source) constitue la charge de l'étude précédente. Nous pouvons donc ainsi nous intéresser au comportement de la file d'attente des messages associée à l'hôte considéré (Voir la figure 4-9).

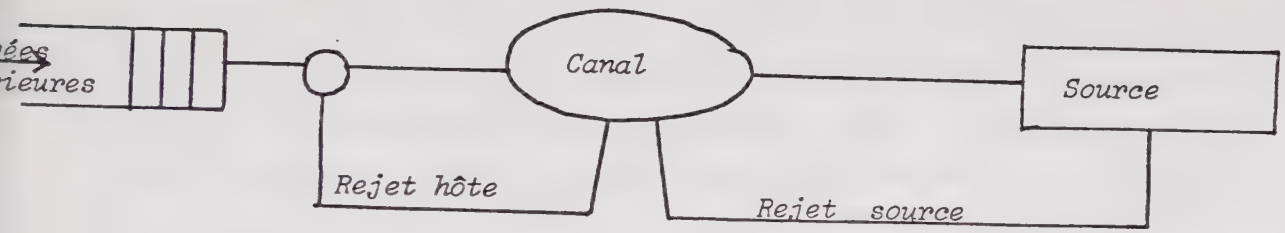


Figure 4-9: Le modèle utilisé (isolation d'une file)

Le service fourni aux différents messages peut être représenté par le schéma de la figure 4-10.

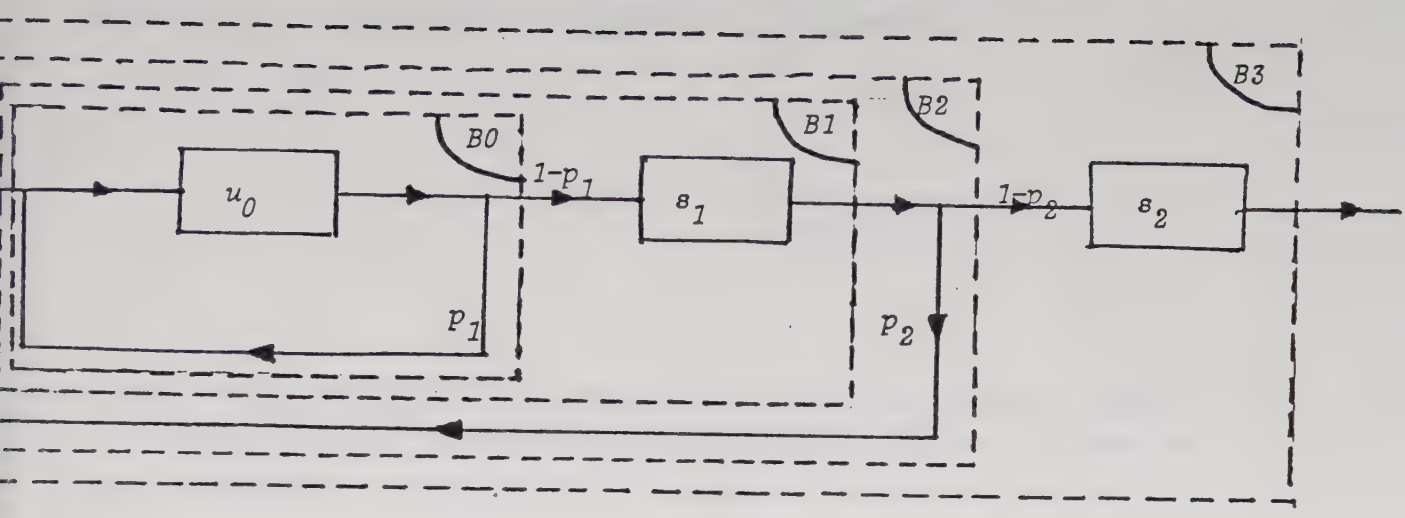


Figure 4-10: Le service fourni à un message

On utilisera une méthode à base de transformée de LAPLACE pour évaluer les deux premiers moments de la variable aléatoire représentant le temps de service d'un message. Le service fourni est ainsi décomposé en différents blocs organisés soit en rebouclage, soit en cascade. Le service de paramètre u_0 est le temps d'attente avant un essai de transmission. La probabilité de rebouclage sur ce service est la probabilité que le canal soit occupé (on la notera p_1).

Le service s_1 est un délai pur destiné à prendre en compte le délai de propagation (δ) du réseau ainsi que le début d'émission qui a toujours lieu (quantité ℓ'). Le rebouclage après ce service a lieu lors de la détection d'une collision (la probabilité p_2 est donc la probabilité d'avoir une collision).

Enfin, le service s_2 représente l'achèvement normal du service, c'est à dire la fin d'une émission sans collision (c'est un retard pur de durée $\ell-\ell'$).

On a ainsi décomposé le service d'un message en services élémentaires emboités B_0, B_1, B_2 dont les caractéristiques sont assez faciles à obtenir en termes de transformées de LAPLACE.

Le bloc B_0 est un service exponentiel rebouclé. Soit b_0 la densité de probabilité de ce service. En supposant que p_1 est un aiguillage de BERNOUILLI, sa transformée de LAPLACE sera $\tilde{b}_0$ telle que:

$$\tilde{b}_0(s) = (1-p_1) \frac{\mu_0}{s + (1-p_1)\mu_0}$$

Le bloc B_1 est la mise en cascade de deux services dont les densités de probabilité sont connues. On a alors une expression de la transformée de LAPLACE de la densité de B_1, soit $\tilde{b}_1$

$$\tilde{b}_1(s) = \tilde{b}_0(s).\exp(-s_1 s)$$

De la même façon, B_2 est un service rebouclé, et la transformée de LAPLACE de sa densité de probabilité est

$$\tilde{b}_2(s) = (1-p_2) \frac{\tilde{b}_1(s)}{1 - p_2 \tilde{b}_1(s)}$$

Enfin, B_3 qui est le service total, a pour densité de probabilité b_3 tel que,

$$\tilde{b}_3(s) = \tilde{b}_2(s) \exp(-s_2 s)$$

On rappelle que, si S est un service de densité de probabilité d, alors

$$\tilde{d}(s) = \int_0^\infty d(t) \exp(-st)dt$$

et, par suite,

$$\frac{d}{ds} \tilde{d}(s) = - \int_0^\infty td(t) \exp(-st)\, dt$$

et

$$\frac{d^2}{ds^2} \tilde{d}(o) = \int_0^\infty t^2 d(t) \exp(-st)\, dt$$

On obtient alors facilement les deux premiers moments de la variable aléatoire S comme étant

$$ES = - \left[\frac{d}{ds} \tilde{d}(s)\right]_{s=o} \qquad ES^2 = \left[\frac{d^2}{ds^2} \tilde{d}(s)\right]_{s=o}$$

Dans notre cas, on obtient une expression du temps de service moyen d'un message qui est:

$$ES = \frac{1}{1 - p_2} \left(\frac{1}{(1-p_1)\,\mu_o} + s_1\right) + s_2$$

ou plus simplement,

$$ES = s_2 + \frac{1}{1 - p_2} s_1 + \frac{1}{(1-p_2)(1-p_1)} \frac{1}{\mu_o}$$

et, de la même manière,

$$ES^2 = \left[\frac{d^2}{ds^3} \tilde{b}_3(s)\right]_{s=0} = s_2^2 + \frac{1 + p_2}{(1 - p_2)^2} s_1^2 + \frac{2}{1-p_2} s_1 s_2 + \frac{2(1+p_2)}{(1-p_1)(1-p_2)^2} \frac{s_1}{\mu_o} + \frac{2}{(1-p_2)(1-p_1} \frac{s_2}{\mu_o}$$

$$+ \frac{2}{(1-p_2)^2 (1-p_1)^2} \frac{1}{\mu_o^2}$$

L'écart type de cette variable S est alors

$$\sigma^2(S) = ES^2 - [E(S)]^2$$

soit, après calculs

$$\sigma^2(S) = \frac{1}{(1-p_2)^2\,(1-p_1)^2}\,\frac{1}{\mu_0} + \frac{1}{(1-p_1)\,(1-p_2)}\,\frac{s_2}{\mu_0} + \frac{2p_2}{(1-p_1)\,(1-p_2)^2}\,\frac{s_1}{\mu_0} + \frac{p_2}{(1-p_2)^2}\,s_1^2$$

Nous allons maintenant exprimer ces quantités en fonction des données caractéristiques du fonctionnement de notre réseau. En premier lieu, on a

$$s_1 = \ell'$$

$$s_2 = \ell - \ell'$$

Le paramètre μ_0 est l'inverse de la valeur moyenne de l'attente (que l'on a pris distribuée exponentiellement). La probabilité p_2 est telle que :

$$p_2 = \Pr(\text{collision}) = 1 - \exp(-\lambda\delta)$$

La probabilité p_1 est :

$$p_1 = \Pr(\text{canal occupé})$$

En remarquant que la probabilité de transmission correcte est

$$p_s = \frac{\tau}{\lambda\ell} = (1-p_2)\,(1-p_1)$$

on obtient facilement

$$p_1 = 1 - \frac{1}{\lambda(2\delta + \ell' + \exp(-\lambda\delta)\,(\ell - \ell' + \frac{1}{\lambda}))}$$

Le nombre moyen de clients dans une file du réseau dont le taux d'arrivée extérieure est poissonnien de paramètre α sera donc, d'après la formule de Pollacek-Khintchine pour la file M/G/1

$$\alpha ES \left(1 + \frac{\alpha ES(1+K^2)}{2(1-\alpha ES)}\right)$$

où

$$K^2 = \frac{\sigma^2}{(ES)^2}$$

2-6. Evaluation du trafic offert(charge)

Le trafic offert au canal (paramètre λ de l'étude) est constitué des charges imposées par chaque station. Ce trafic est le flux sortant du temps d'attente (sortant du service μ_0 à la figure). Nous allons chercher à évaluer sa valeur moyenne. Soit y ce trafic. Si le système est équilibré et si α est le taux d'arrivées extérieures à la file, alors le flux sortant du bloc B_3 (figure) est également α . On déduit de cette remarque que la valeur moyenne de y est alors:

$$y = \frac{\alpha}{(1-p_1)\ (1-p_2)}$$

lorsque le système est équilibré.

Il est évident que lorsque le taux α croit vers ses valeurs limites la contribution au trafic total du terminal est limitée par μ_0 et tend vers cette valeur μ_0 suivant un processus compliqué à modéliser.

Une évaluation selon cette méthode est montrée dans le tableau de la figure 4-11 où on a pris ℓ=100, ℓ'=5 et δ =1. Il est possible de constater que les résultats montrés dans ce tableau sont en accord avec les données de la figure . Ces résultats terminent l'étude théorique du protocole CSMA. Une représentation graphique de l'évolution des longueurs de files sera donnée plus loin avec les résultats de simulation (voir page). Pour permettre une évaluation de leur validité, des simulations informatiques ont été entreprises. Le paragraphe suivant en décrit le schéma.

α	Charge λ
0.5 E-4	5.26 E-4
1 E-4	1.11 E-3
2 E-4	2.51 E-3
3 E-4	4.32 E-3
4 E-4	5.44 E-3
5 E-4	0.01020
6 E-4	0.01547
7 E-4	0.02455
8 E-4	0.04404
9 E-4	0.12176
9.2 E-4	0.1914

Figure 4-11: Evaluation de la charge du réseau

3. LA SIMULATION

Nous allons ici montrer comment le système étudié a été modélisé dans le cadre d'une simulation à évènements discrets et quelles en ont été les conclusions tirées.

3-1. Description du modèle

Le système considéré a été simulé en utilisant le langage QNAP (Queing Network Analysis Package). Le modèle simulé est représenté à la figure 4-12. C'est un réseau de files d'attente (en raison de la nature du langage utilisé) représentant les différents paramètres de notre canal. L'ensemble des stations participant au réseau est symbolisé par

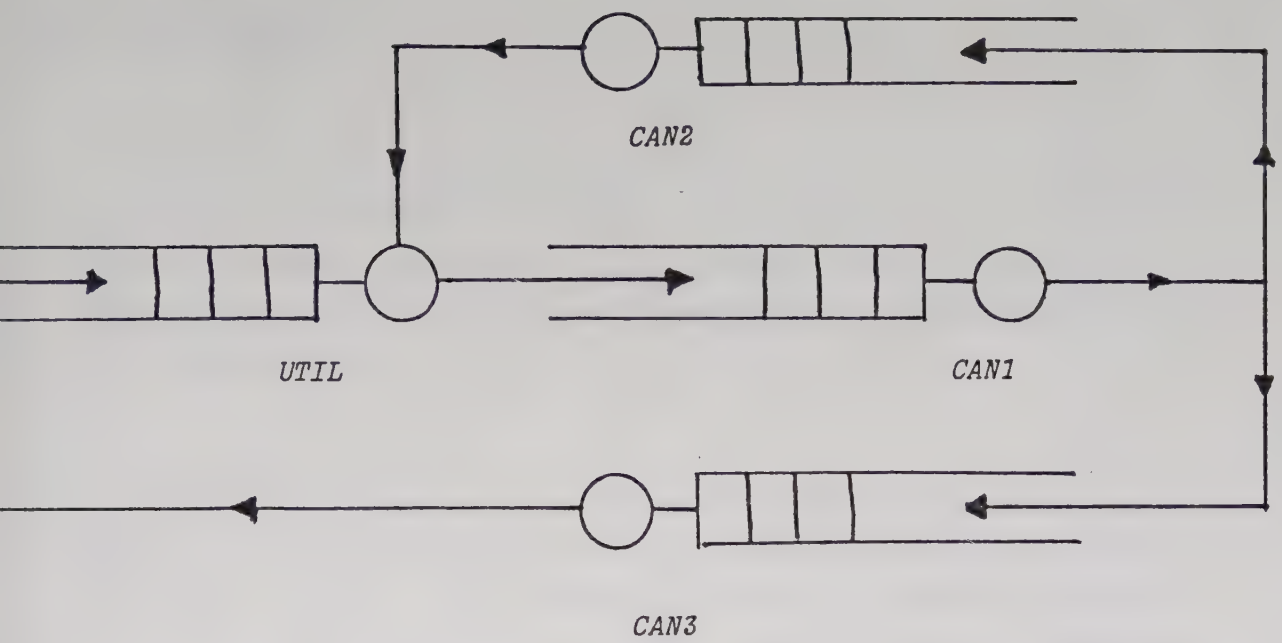


Figure 4-12: Le modèle de simulation

la file UTIL alors que le réseau de communication lui-même est simulé par l'ensemble des 3 files CAN1, CAN2 et CAN3.

La file CAN1 symbolise le traitement des messages pendant leur période de vulnérabilité δ . A la fin de cette période, si le nombre de clients dans la file CAN1 est supérieur à un, une collision a été engendrée et tous les clients présents dans CAN1 sont orientés vers CAN2. Cette file assure la modélisation du service lors d'une collision, c'est à dire une émission tronquée de longueur ℓ'. Après le service les messages retournent dans la file UTIL (le monde extérieur!..).

Au contraire, si aucune collision n'a été engendrée, les messages terminent leur service dans la file CAN3 qui assure une émission normale puis un renvoi dans la file UTIL.

3-2. Les résultats

Ainsi, la charge imposée au réseau (le trafic total λ dans ce qui précède) est déterminée par le temps de service de la station UTIL. Le débit du réseau, quant à lui, est facilement obtenu comme étant le débit sortant de la file CAN3. Ce paramètre nous est directement fourni par l'analyseur QNAP.

Le programme utilisé ainsi qu'un exemple d'exécution montrant l'indépendance statistique des files mises en jeu est montré dans l'annexe à ce chapitre (page). La courbe de la figure 4-13 montre la variation du débit du canal en fonction du trafic offert obtenue par simulation. On peut egalement voir le résultat du calcul théorique et s'apercevoir que la simulation confirme très largement les résultats précédemment obtenus.

Il était également intéressant de vérifier l'évaluation faite du temps de service d'un message. Le calcul du temps moyen de service a été réalisé dans notre modèle de simulation. La figure 4-14 montre les résultats de la comparaison entre les deux méthodes utilisées. Ici encore, les deux méthodes donnent des résultats très voisins.

Figure 4-13: Evaluation du débit par simulation

Figure 4-14: Temps de service

Figure 4-15: Trafic écoulable

4. PROBLEMES D'UNE APPLICATION REELLE

Dans le cas d'une implémentation en vraie grandeur d'un tel réseau, différents paramètres vont intervenir. Outre la longueur des messages, le délai de propagation, etc... qui sont des contraintes propres et fixes, il faut déterminer le point de fonctionnement du réseau ainsi que les paramètres d'attente de chaque station.

4-1. Evaluation théorique des paramètres

Une interprétation du modèle et des courbes de débit déja présentées permet de montrer à la figure la charge théorique imposée au réseau en fonction du trafic entrant total.

La partie basse du graphe correspond à un écoulement (montée en charge normale du système) normal, quant à la partie haute, elle rend compte d'un fonctionnement très dégradé où une limitation du trafic entrant résulte du grand nombre de collisions.

Après avoir choisi le point de fonctionnement correct, il s'agit de déterminer les paramètres d'attente. La détermination de ce paramètre est fondamentale dans la mesure où il est responsable de la stabilité du réseau. En effet, il permet de garantir que la charge offerte au réseau restera en deça des valeurs où le système voit ses performances s'effondrer.

4-2. Choix du paramètre d'attente

Nous allons proposer ici une méthode (quelque peu subjective) de choix du paramètre d'attente (μ_0 dans notre modèle). Pour cela, définissons le taux de charge du système comme étant le rapport du débit total entrant au débit maximum possible (idéal). C'est à dire, soit,

$$\bar{\omega} = \text{taux de charge} = \frac{N\,\alpha}{\text{débit max.}} = N\,\alpha\,\ell$$

où N désigne le nombre de stations présentes sur le réseau, ℓ et étant définis comme précedemment. Choisissons pour le réseau un point de fonctionnement tel que λ soit la charge totale instantanée. La charge instantanée fournie par chaque terminal est de l'ordre de μ_0. Le nombre moyen de terminaux bloqués est de l'ordre de $\bar{\omega}N$. On peut alors évaluer grossièrement la charge λ comme étant

$$\lambda = N\,\bar{\omega}\,\mu_o = N^2\alpha\,\ell\,\mu_o$$

Le paramètre μ_0 sera donc choisi comme

$$\mu_o = \frac{\lambda_o}{N^2\,\alpha\,\ell}$$

4-3. Résultats de simulation

Une simulation a été effectuée pour évaluer l'efficacité du système en utilisant la méthode de choix ci-dessus exposée. La figure 4-16 montre les résultats obtenus. En choisissant pour μ_0 la détermination correspondant au λ théorique on retrouve (et on pouvait l'espérer!) un trafic offert très voisin de la valeur calculée.

Figure 4-16: Charge et arivées extérieures

La détermination avec le λ optimal permet aux pointes de trafic de se situer dans les zones de fonctionnement à haut débit et ainsi d'obtenir des longueurs de files moyennes plus faibles. La détermination avec λ calculé confère au réseau des comportements très "stationnaires" (i. e. plus conformes au modèle!) et les longueurs de files moyennes sont un peu plus élevées (voir figure 4-17).

Il est alors envisageable de faire varier dynamiquement ce paramètre μ. pour optimiser les performances du réseau lors de variations de trafic entrant.

Figure 4-17: Longueur des files

5. CONCLUSION

Cette étude montre que réaliser un réseau local de communication dont l'algorithme d'accès est un CSMA avec avortement est une solution raisonnable aussi bien par sa facilité d'implémentation, que par ses performances très honorables.

On a de plus montré comment il était possible de déterminer les paramètres de fonctionnement en fonction des caractéristiques prévues du trafic extérieur.

D'autres études montrent que des améliorations peuvent être apportées à cette classe de protocoles pour augmenter le débit du canal et le rendre plus performant.

ANNEXE

Cette annexe donne un listing du programme utilisé pour la simulation de ce canal ainsi qu'une partie d'exécution montrant des résultats de mesure ainsi qu'une évaluation de leur auto-corrélation.

Le langage utilisé est QNAP sur l'IRIS 80 de l'Ecole Nationale Supérieure des Télécommunications à Paris sous le système d'exploitation SIRIS 8.

```
*** QUEUING NETWORK ANALYSIS PACKAGE (29-11-79) ***

 1   /DECLARE/
 2         BOOLEAN COLLISION,
 3                 TRANSMISSION;
 4   &
 5   &
 6   & INDICATEURS DE COLLISION ET DE TRANSMISSION
 7   &
 8   &
 9         REAL TAUX,DELAI;
10         INTEGER DELTA,L,L1,J,NCL,NO,I,NSA;
11         QUEUE CAN1,CAN2,CAN3,UTIL;
12   &
13   &
14   & DEBUT DE DEFINITION DU CANAL
15   &
16   &
17   /STATION/
18         NAME=CAN1;
19         TYPE=SERVER,INFINITE;
20         SERVICE=
21           BEGIN
22           CST(DELTA);
23           IF CAN1.NB>1 THEN
24             BEGIN
25             COLLISION:=TRUE;TRANSIT(CUSTOMER,CAN2);
26             END;
27           IF COLLISION THEN
28             BEGIN
29             COLLISION:=FALSE;TRANSIT(CUSTOMER,CAN2);
30             END;
31           TRANSIT(CUSTOMER,CAN3);
32           END;
33   /STATION/
34         NAME=CAN2;
35         TYPE=SERVER,INFINITE;
36         SERVICE=
37           BEGIN
38           TRANSMISSION:=TRUE;CST(L1-DELTA);
39           TRANSMISSION:=FALSE;TRANSIT(CUSTOMER,UTIL);
40           END;
41   /STATION/
42         NAME=CAN3;
43         TYPE=SERVER,SINGLE;
44         SERVICE=
45           BEGIN
46           TRANSMISSION:=TRUE;CST(L-DELTA);
47           TRANSMISSION:=FALSE;TRANSIT(CUSTOMER,UTIL);
48           END;
49   &
50   &
51   & FIN DE DEFINITION DU CANAL
52   &
53   &
```

```
54  &
55  &
56  & LE MONDE EXTERIEUR
57  &
58  &
59  /STATION/
60        NAME=UTIL;
61        TYPE=SERVER,SINGLE;
62        INIT=100;
63        SERVICE=
64          BEGIN
65          EXP(DELAI);
66          WHILE TRANSMISSION
67            DO BEGIN
68               EXP(DELAI);
69               END;
70          TRANSIT(CUSTOMER,CAN1);
71          END;
72  /CONTROL/
73        TMAX=1E10;
74        PERIOD=1E4;
75        TEST=
76          BEGIN
77          NCL:=CAN3.NBOUT;
78          IF ( NCL > 4E3 ) AND ( NSA > 20 ) THEN STOP;
79          IF NCL-NO > 900 THEN
80            BEGIN
81            SAMPLE;NSA:=NSA+1;NO:=NCL;
82            END;
83          END;
84        ACCURACY=CAN3,UTIL;
85        CORREL=CAN3,UTIL;
86  &
87  &
88  & DEBUT DE LA SIMULATION
89  &
90  &
91  /EXEC/
92        BEGIN
93        L:=100;L1:=10;
94        TAUX:=100.;
95        FOR J:=1,5,10,20,50,100 DO
96          BEGIN
97          FOR I:=1,3,5 DO
98            BEGIN
99            DELAI:=J;NSA:=0;
100           COLLISION:=FALSE;
101           TRANSMISSION:=FALSE;
102           DELTA:=I;
103           NO:=0;
104           SIMUL;
105           END;
106         END;
107       END;
```

***TIME = 2320000.00 , NB SAMPLES = 22 , CONF. LEVEL = 0.95

NAME	SERVICE	BUSY PCT	CUST NB	RESPONSE	THRUPUT	SERV NB
CAN1	1.0000	.3069E-01	.4537E-01	1.0000	.4537E-01	105248
CAN2	9.000	.1365	.3331	9.000	.3701E-01	85873
CAN3	99.00	.8266	.8266	99.00	.8350E-02	19372
+/-	.7593E-02	.1965E-02	.1947E-02	.7593E-02	.1936E-04	
UTIL	22.04	1.000	98.76	2176.	.4537E-01	105248
+/-	.2234	.0000	.7326E-01	20.85	.4622E-03	

AUTOCORRELATION FUNCTIONS ON QUEUE MEASURES

AUTOCORRELATION ON QUEUE CAN3

ORDER	BLOC SIZE	SERV TIME	BUSY TIME	QUEUE LENGTH	RES TIME	NB SERVED	BLOCKED TIME
1	-.000	.003	.003	.003	.003	.003	.000
2	-.000	-.002	-.002	-.002	-.002	-.002	.000
3	-.000	-.008	-.008	-.008	-.008	-.009	.000
4	-.000	.001	.000	.000	.001	.000	.000
5	-.000	-.004	-.005	-.005	-.004	-.004	.000

AUTOCORRELATION ON QUEUE UTIL

ORDER	BLOC SIZE	SERV TIME	BUSY TIME	QUEUE LENGTH	RES TIME	NB SERVED	BLOCKED TIME
1	-.000	.000	-.000	-.000	-.003	-.004	.000
2	-.000	-.000	-.000	.000	-.004	-.006	.000
3	-.000	-.000	-.000	-.000	.008	.019	.000
4	-.000	.000	-.000	.000	-.013	-.005	.000
5	-.000	.001	-.000	-.000	.009	.037	.000

END OF AUTOCORRELATION COMPUTATIONS

UNE EXPERIMENTATION DE RESEAU A ACCES ALEATOIRE : LE PROJET XANTHOS

I. INTRODUCTION

Ce chapitre présente une réalisation experimentale entreprise au Laboratoire de Recherche en Informatique (LRI) à l'Université de Paris XI Orsay.

Le but du projet (dont le nom est XANTHOS) est de mettre en oeuvre un réseau local de communication en utilisant deux moyens originaux:

-des fibres optiques comme support physique de transmission
-un protocole d'accès au canal de type à accès aléatoire

La conception et la réalisation d'une maquette a été faite grace à la collaboration de la société GIXI et à l'aide financière de la DIELI.

La maquette réalisée comprendra 3 stations capables de supporter le raccordement de 4 usagers chacune (voir plus loin). Le matériel retenu a été des mini-ordinateurs LSI-11 de Digital Equipement. Une configuration de cette machine permet le développement de programmes (il s'agit d'une version PDP-11/03). Les autres stations sont

constituées de deux LSI-11 en version minimale (8 K-octets de mémoire RAM à ferrite). Le logiciel nécessaire au bon fonctionnement du réseau, après développement sur le PDP-11/03 est téléchargé dans les deux LSI-11 à travers le réseau. Un moniteur multi-tache a été écrit. Ses principales caractéristiques sont:

-gestion en paralèlle de 16 taches

-gestion d'une horloge

-gestion des lignes de communication (handlers)

-manipulation de files d'attente de messages

-gestion de sémaphores

II. DESCRIPTION DU RESEAU

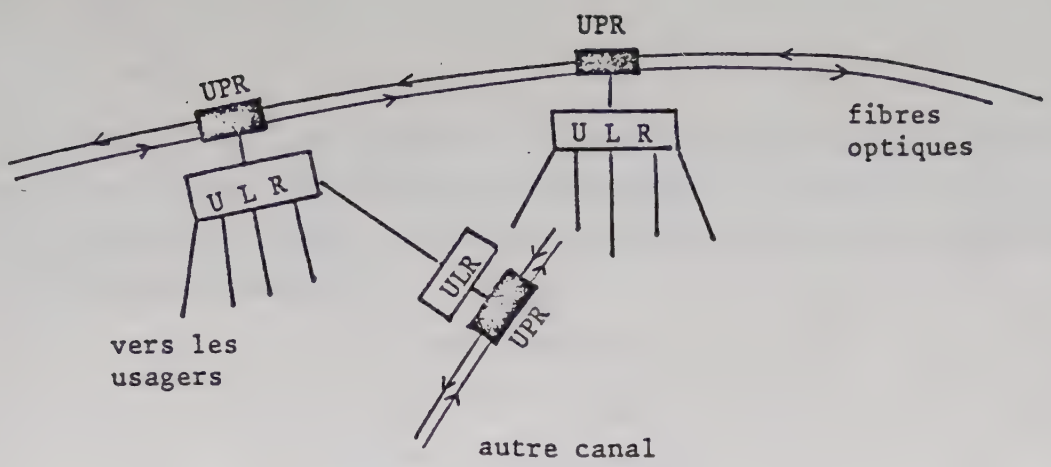
II.1 Description fonctionnelle

Le système de communication s'organise autour de trois unités fondamentales :

- une unité physique de transport
- des unités physiques de raccordement (UPR)
- des unités logiques de raccordement (ULR)

L'unité physique de transport est, dans notre cas, une fibre optique. Nous avons choisi ce matériau pour son grand débit d'informations et également pour son immunité au bruit électrique. Cette unité constitue le canal proprement dit. Toutes les caractéristiques de la fibre optique sont prises en compte dans la conception du réseau et dans la définition des protocoles.

Chaque point de raccordement au canal est constitué d'une ULR et d'une UPR. Le rôle de la première est d'assumer le protocole tandis que la seconde assure l'interface aevc le support de transmission.



II.2 L'unité logique de raccordement

Les fonctions de l'ULR sont assurées par un micro-processeur.

II.2.1. Les fonctions de l'ULR

Ses fonctions principales sont les suivantes :

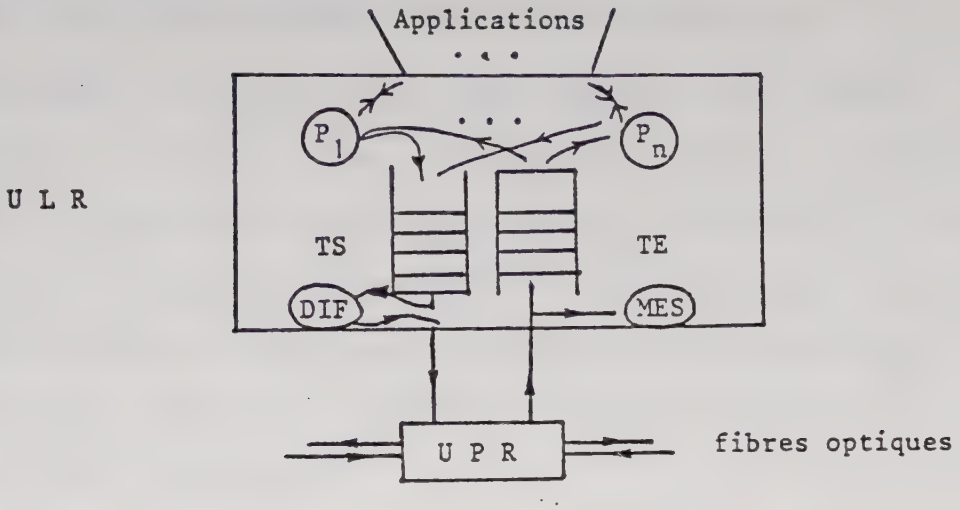
- gérer les sessions des éventuelles machines utilisatrices,
- gérer le protocole de diffusion d'accès à la fibre optique,
- assurer la diffusion de messages d'intérêt général,
- assurer la communication avec les autres ULR

II.2.2. L'organisation logique de l'ULR

Le logiciel de l'ULR est organisé autour des processus suivants :

- Les processus $P_1,\ldots,P_n$ (dans la réalisation actuelle $n = 3$) qui assurent : le protocole d'échange des n applications connectées directement à l'ULR (le processus P_i étant conçu pour satisfaire les contraintes particulières de l'application i), le formattage des données émanant des applications en forme de paquets transmissibles et la mise dans le tampon de sortie (TS), le déformattage des paquets provenant du tampon d'entrée (TE) et destiné aux applications.
- Le processus MES qui effectue une estimation du trafic du bus en temps réel et qui fournit le temps de retransmission optimum au processus DIF.

- Le processus DIF qui effectue la transmission (ou la retransmission en cas de collision) des paquets se trouvant dans le tampon de sortie TS.
- Le moniteur multi-tâches qui permet la coordination et la synchronisation des processus précédents.



L'ensemble est implanté sur un micro-processeur LSI 11, complété par des opérateurs spécialisés. Ceux-ci permettent d'atteindre les débits de l'ordre de deux mégabits par seconde.

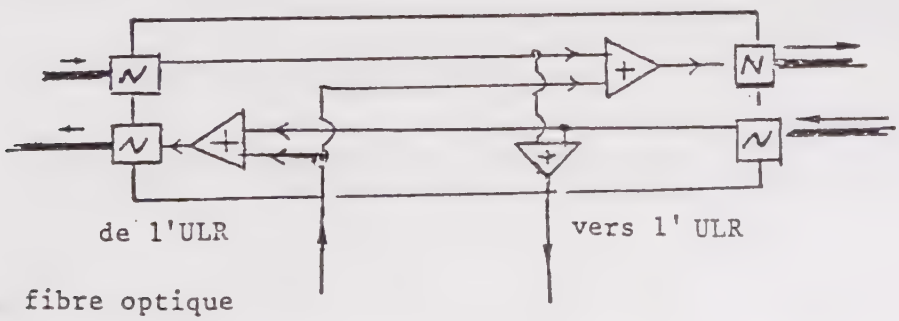
II.3 L'unité physique de raccordement

II.3.1. Les fonctions de l'UPR

Pour des raisons liées au protocole utilisé, l'UPR doit permettre la détection rapide des collisions de messages. En outre, elle doit évidemment assurer la transformation des signaux électriques en signaux lumineux et vice-versa et offrir une interface simple (en l'occurrence V24 pour l'ULR).

II.3.2. L'organisation de l'UPR

Cette organisation est montrée schématiquement ci-dessous.



fibre optique

organe assurant l'addition logique de 2 signaux électriques digitaux

organe de transformation des signaux électriques en signaux lumineux ou vice versa

Le bus optique est constitué de deux fibres : l'une véhiculant les informations dans un sens, l'autre dans le sens inverse. Cette disposition permet grâce à l'organisation de l'UPR, de détecter les éventuelles collisions de façon rapide et (par un court circuit établi dans les deux ULR aux bouts du canal) peut être facilement transformé en boucle.

Nous avons montré, dans cette brève description qu'un logiciel de base a du être écrit. Des processus spécialisés ont été développés pour réaliser les diverses fonctions du concentrateur. La section suivante va montrer la structure de ce logiciel et présenter les solutions mises en place dans notre maquette (Cette présentation est extraite d'un article présenté aux journées AFCET des 4-5 Février 1981 à Gif/Yvette)

L'approche retenue dans la réalisation de ce projet a été la suivante :

- Réalisation d'un moniteur multi-taches devant fournir l'environnement de programmation aux procédures de gestion du canal et des utilisateurs.
- Réalisation de ces procédures de gestion.

Le moniteur multi-tâches MMT11 a été développé en collaboration étroite avec la société GIXI-Informatique. Pour une description précise de ce logiciel, se reporter aux notices d'utilisation et de maintenance éditées par la GIXI en 1979.

III - DESCRIPTION DES TACHES

III.1. Cahier des charges

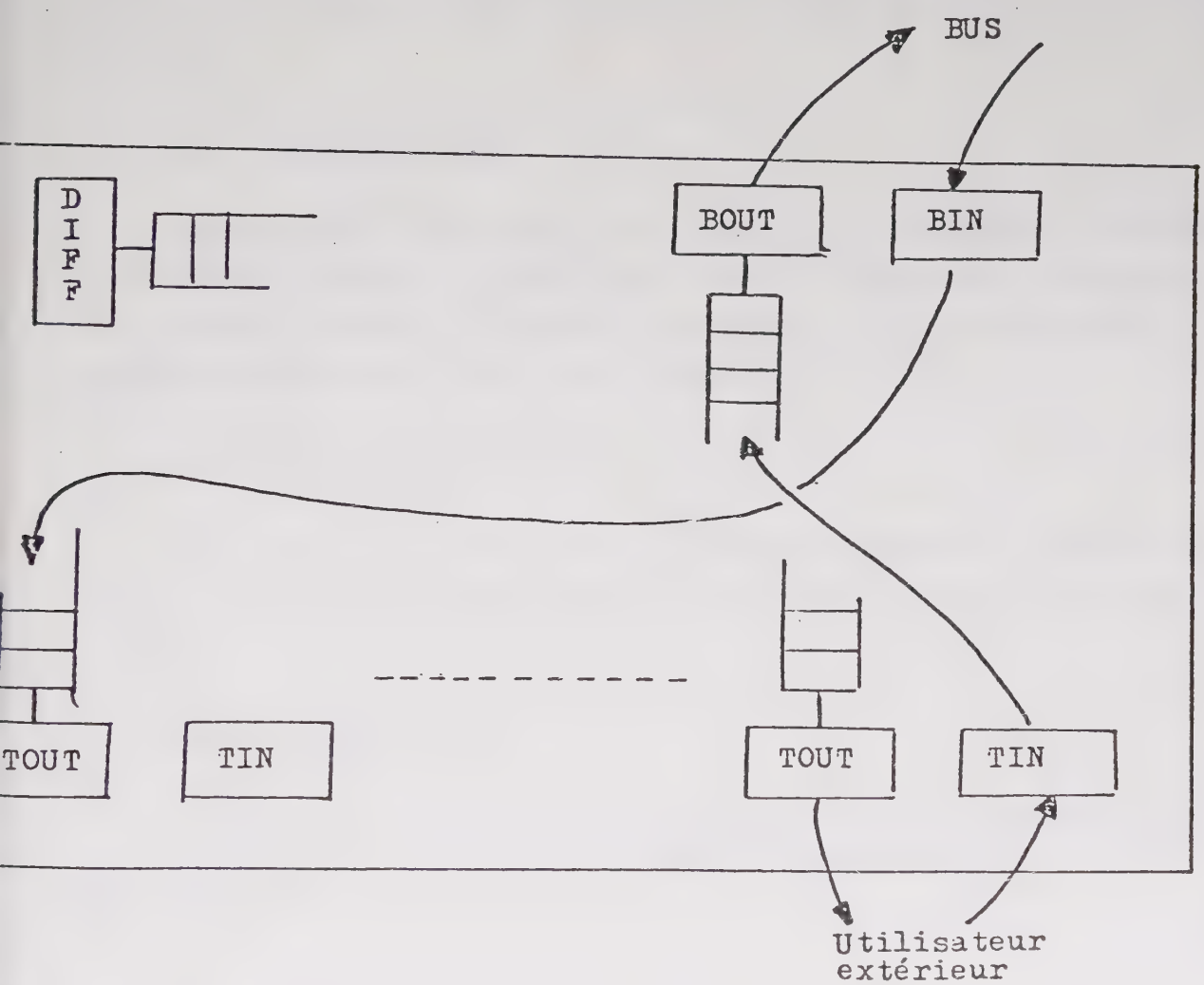
Les principales fonctions de l'ULR (Unité Logique de Raccordement) sont

les suivantes :

- Gérer les sessions des éventuelles machines utilisatrices,
- Gérer le protocole d'accés au canal unique,
- Assurer la diffusion de messages d'intérêt général,
- Gérer un certain nombre d'usagers.

III.2. Organisation logique de l'ULR

A l'intérieur de cette unité prennent place un certain nombre d'entités logiques telles que files d'attente, processus utilisateurs, ... conformément au schéma ci-dessous.



TOTO — Processus utilisateur de nom TOTO.

File d'attente de messages.

Nous allons maintenant détailler le rôle de chacun des processus présents dans cette figure.

III.3. Processus BIN

Le rôle de ce processus est de capter tous les messages passant sur le canal et d'orienter ceux qui sont destinés à l'usage de son ULR, vers la file d'attente correcte. Il doit en autre s'assurer de l'absence d'erreurs dans la transmission (erreurs de parité, messages erronés ...).

III.4. Processus BOUT

Cette tache est primordiale dans le fonctionnement du système dans la mesure où elle gère l'accés au canal en se conformant au protocole de communication retenu.

III.5. Processus TIN

Cette famille de processus (il y en a un par utilisateur connectable) a pour objet la gestion en entrée (vers l'ULR) des lignes des utilisateurs. Elle est également chargée d'initialiser les séances de travail (sessions de l'ULR) et éventuellement de choisir les "handlers" à utiliser.

III.6. Processus TOUT

Cette famille de processus a un rôle complémentaire à celui de la précédente ; en effet, elle doit gérer en sortie (de l'ULR) les lignes des utilisateurs.

III.7. Processus DIFF

Ce processus a pour objet le traitement et le "dispatching" des messages à diffuser (messages destinés à une famille d'utilisateurs).

III.8. Les files d'attente

Les processus de sortie (de l'ULR) ont chacun une file d'attente associée dans laquelle se trouvent les messages qu'ils ont à traiter. En outre, le processus DIFF possède également une file d'attente lui permettant de stocker ses requêtes.

Files d'attente	Processus associé
FBUS	BOUT
FDIF	DIFF
FOUT Ø	TOUT Ø
FOUT 1	TOUT 1
⋮	⋮

On peut ici remarquer que les processus gérant les entrées (vers l'ULR) travaillent uniquement avec un "buffer".

IV. - DEFINITIONS DES ZONES DE DONNEES GLOBALES

La zone de données globales correspondant aux processus utilisateurs est organisée suivant le schéma de l'annexe 1.

On y voit figurer les différentes files d'attentes, les tables de contextes des utilisateurs, une table utilisée par le processus DIFF et enfin des sémaphores privés utilisés en commun par DIFF et par TOUT pour se synchroniser.

IV.1. Files d'attente

Une file d'attente est un ensemble de quatre mots mémoire consécutifs

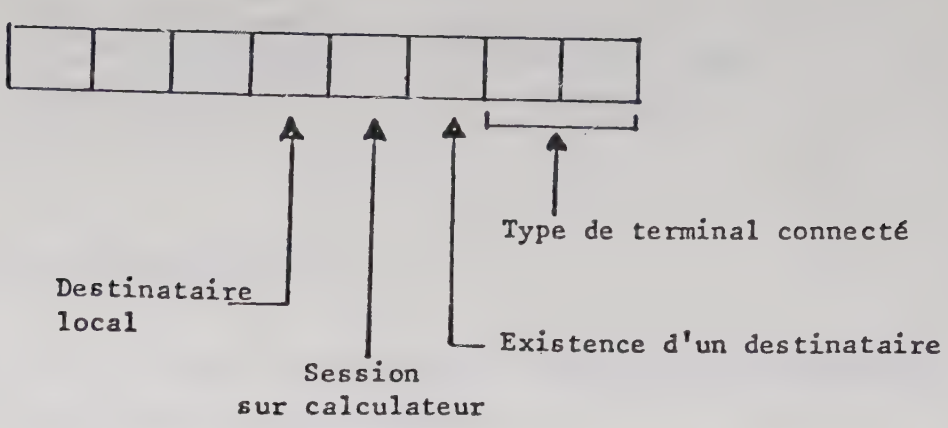
IV.2. Tables de contexte utilisateur

Une telle table est un ensemble de deux mots mémoire consécutifs organisés comme suit en quatre demi-mots :

Indic	Nom
Dest D	Dest O

Chacun de ces demi-mots renferme une certaine information qui est détaillée ci-après :

- INDIC



Le type de terminal connecté peut être variable, c'est pourquoi deux bits permettent de sélectionner quatre possibilités déterminant par exemple le choix du "handler", la présence ou non d'un contrôle de flux, la vitesse de transmission, etc ...

Les autres bits utilisés permettent de savoir à tout instant si une session (avec l'ULR) a été ou non ouverte.

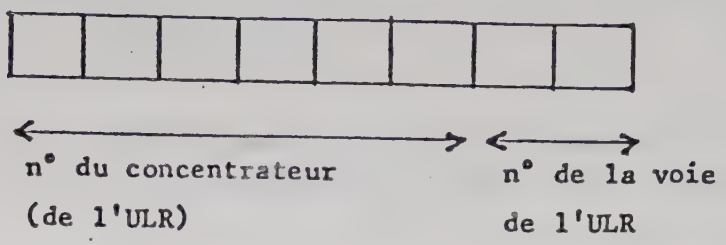
- NOM

C'est le numéro, au niveau du réseau, de l'utilisateur. C'est donc l'adresse qu'il faudra indiquer pour envoyer un message à cet utilisateur.

- DEST D et DEST O

Ici apparaissent les numéros au niveau du reseau, des destinataires déclarés par l'utilisateur (voir IV).

N.B. : Actuellement, toute adresse d'utilisateur a la forme :



IV.3. Table du processus DIFF

Cette table est un ensemble de trois mots consécutifs dénommés IDIF, BDIF, CDIF dont la signification est la suivante :

- IDIF a le bit i positionné si le terminal i est concerné par la diffusion à faire,
- BDIF est l'adresse du message à diffuser,
- CDIF est un mot de contrôle signalant que le terminal i est en session ou pas.

IV.4. Sémaphores privés de synchronisation entre DIFF et TOUT

Il y a donc quatres sémaphores privés (un par processus de sortie permettant à DIFF de savoir si la diffusion a été faite ou pas.

V - LIAISON AVEC LES UTILISATEURS

Nous avons retenu un premier principe : une ULR est toujours en écoute sur les lignes utilisateurs. Un terminal doit donc, avant de commencer à émettre, se faire connaître de l'ULR au moyen des diverses commandes ci-après :

@@T *n* : définit le type de terminal connecté
n est un nombre compris entre 0 et 3 (non actuellement implémentée).

@@D *n* : définit un destinataire "définitif" d'adresse n pour tout message à venir jusqu'à nouvel ordre. De plus si on est en session avec un calculateur, cette commande ferme la-dite session.

@@M *n* : définit un destinataire occasionnel, (c'est-à-dire pour le message suivant uniquement) d'adresse n.

@@C *n* : demande une connexion avec le calculateur d'adresse n et l'ouverture d'une session de travail avec lui (non actuellement implémenté).

@@F : fin d'activité du terminal (donc fermeture des sessions de travail avec les calculateurs).

@@E : imprime l'état de la ligne sur laquelle ce message est émis.

@@J .... : déclaration de la liste des destinataires pour la diffusion (voir annexe IV).

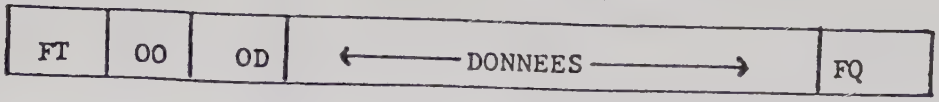
Ces diverses commandes mettent à jour les tables de contexte des utilisateurs au sein de l'ULR.

Tout message reçu d'un utilisateur qui ne commence pas par '@@' est destiné à être envoyé sur le bus.

VI- STRUCTURE DES MESSAGES

VI.1. Messages normaux

Les messages envoyés par les utilisateurs sont de taille variable mais bornée. Leur structure générale est la suivante :

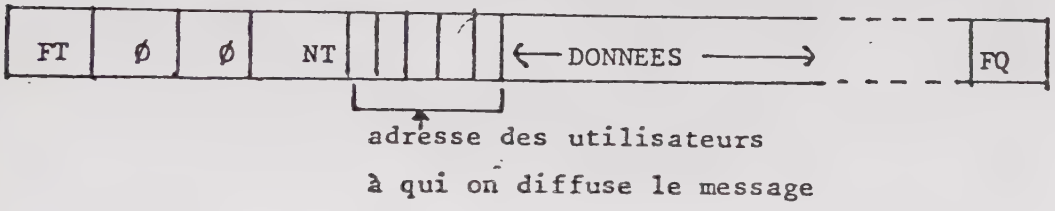


FT : caractère spécial → flag de tête
FQ : caractére spécial → flag de queue
OO : octet origine (du message)
OD : octet destination (du message).

N.B. : les octets OO et OD sont bâtis suivant la règle énoncée en III.2.(N.B.).

VI.2. Messages à diffuser

Les messages à diffuser auront l'allure suivante :

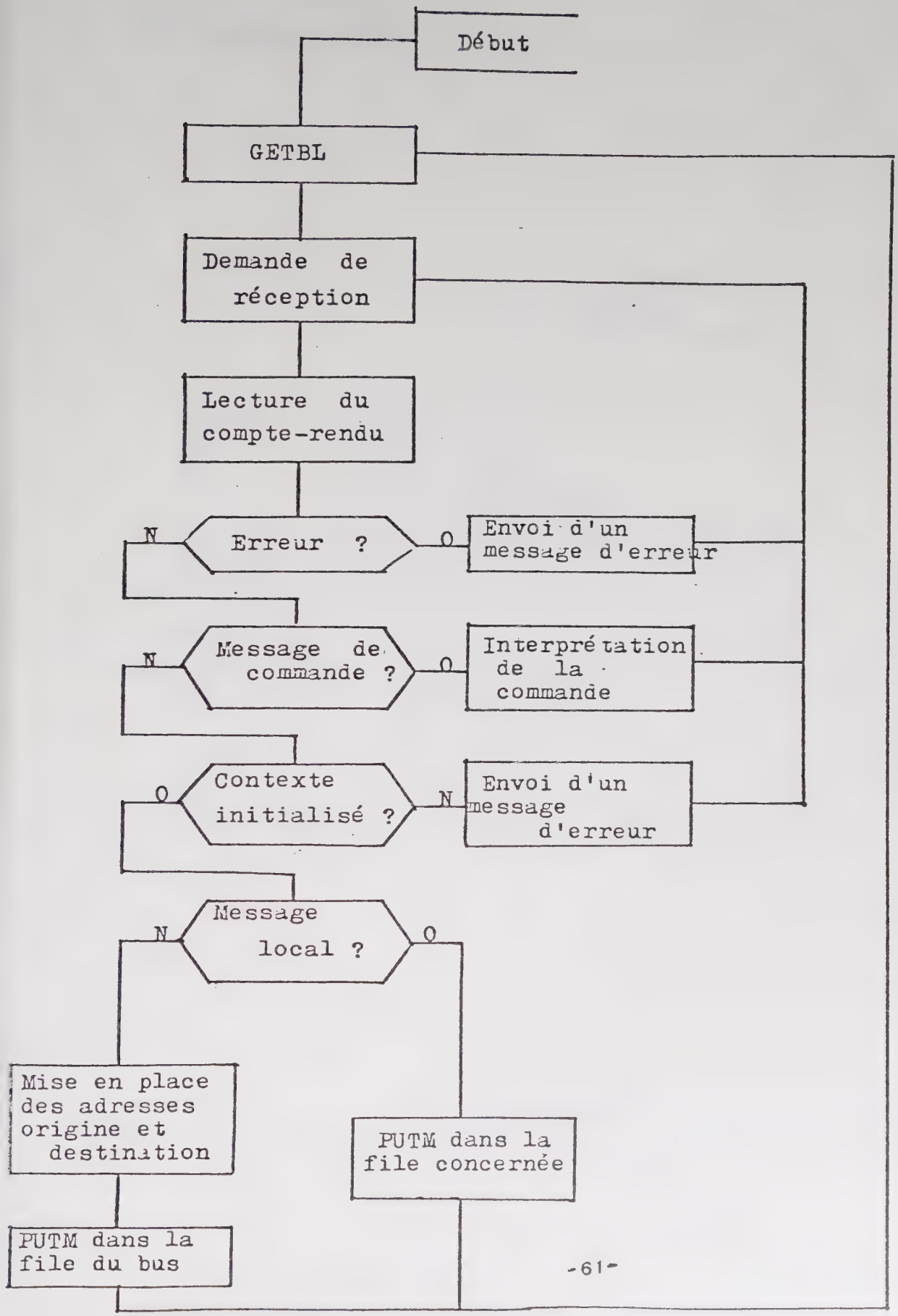


NT : nombre d'utilisateurs concernés.

N.B. : NT permet de savoir où commence le texte à diffuser lorsque NT = Ø les données sont diffusées partout.

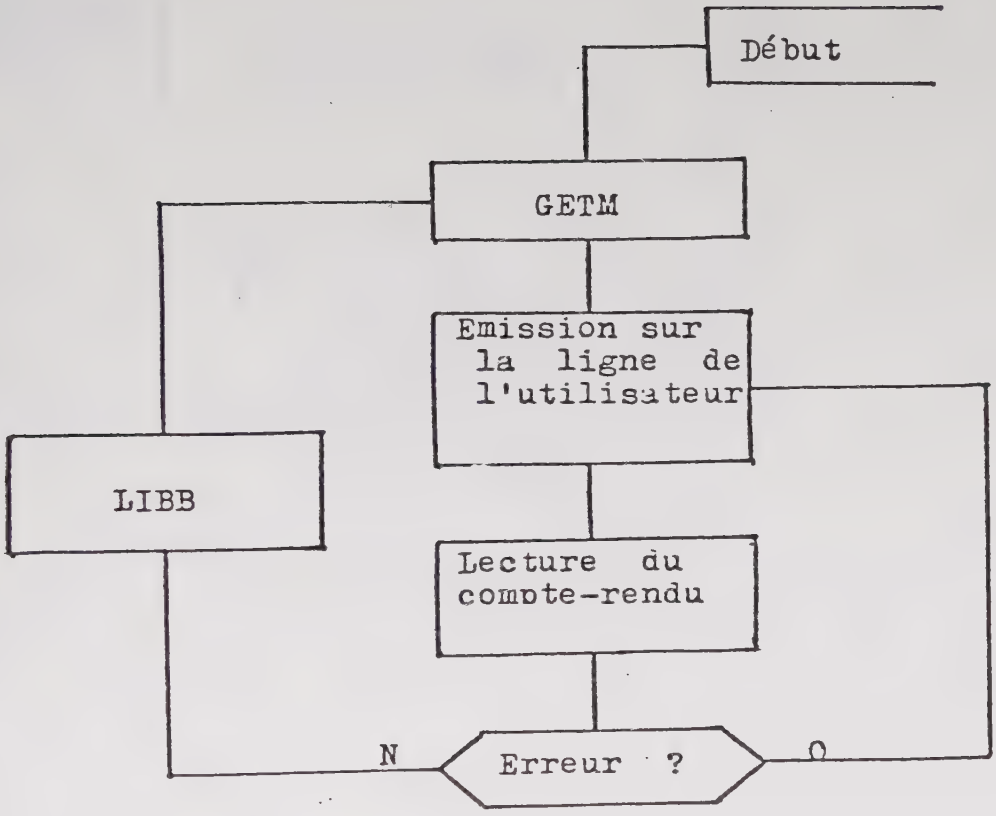
VII - ETUDE DES PROCESSUS

VII.1. Processus TIN



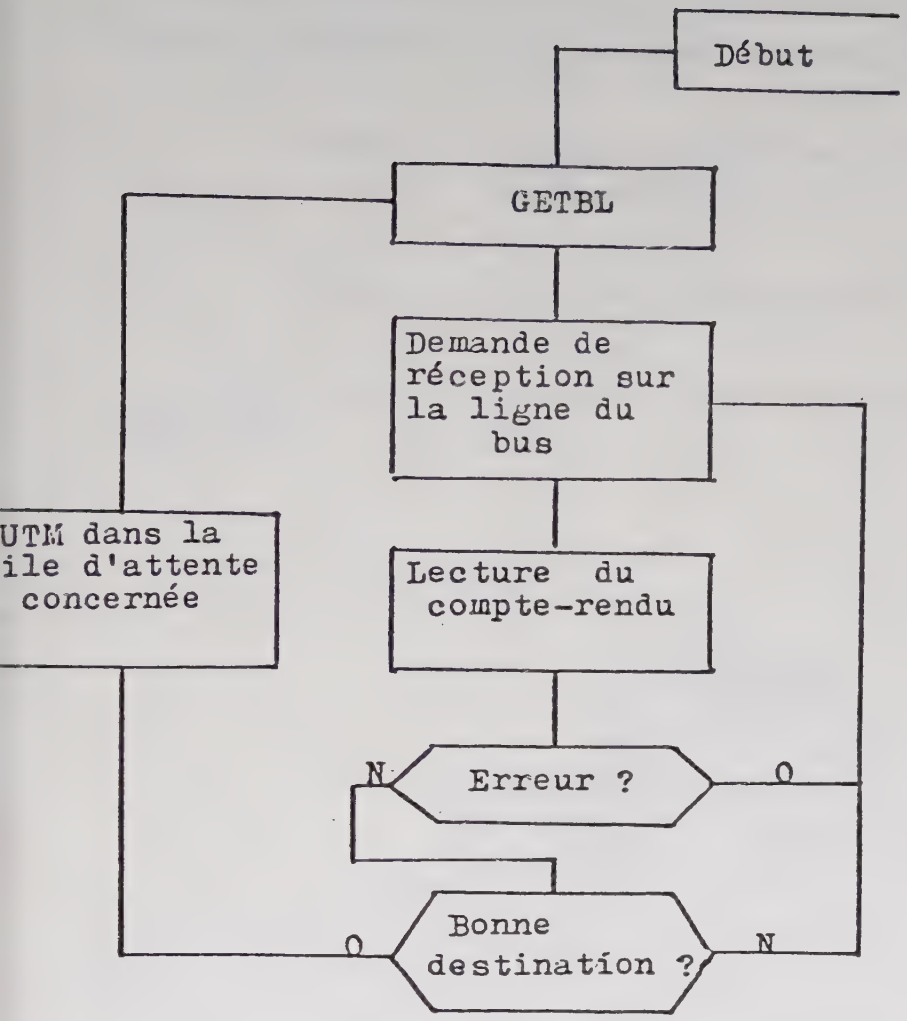
La partie Interprétation de la commande initialise les tables en fonction des indications fournies. Si celles-ci sont erronées, on envoir un message d'erreur.

VII.2. Processus TOUT



N.B. : En annexe 4 , figurent les algorithmes modifiés lors de la présence de DIFF. Il n'est pas présent dans la réalisation actuelle par manque de place.

VII.3. Processus BIN



N.B. : Ce processus sait également reconnaître les adresses à communiquer pour la diffusion lorsque DIFF est présent.

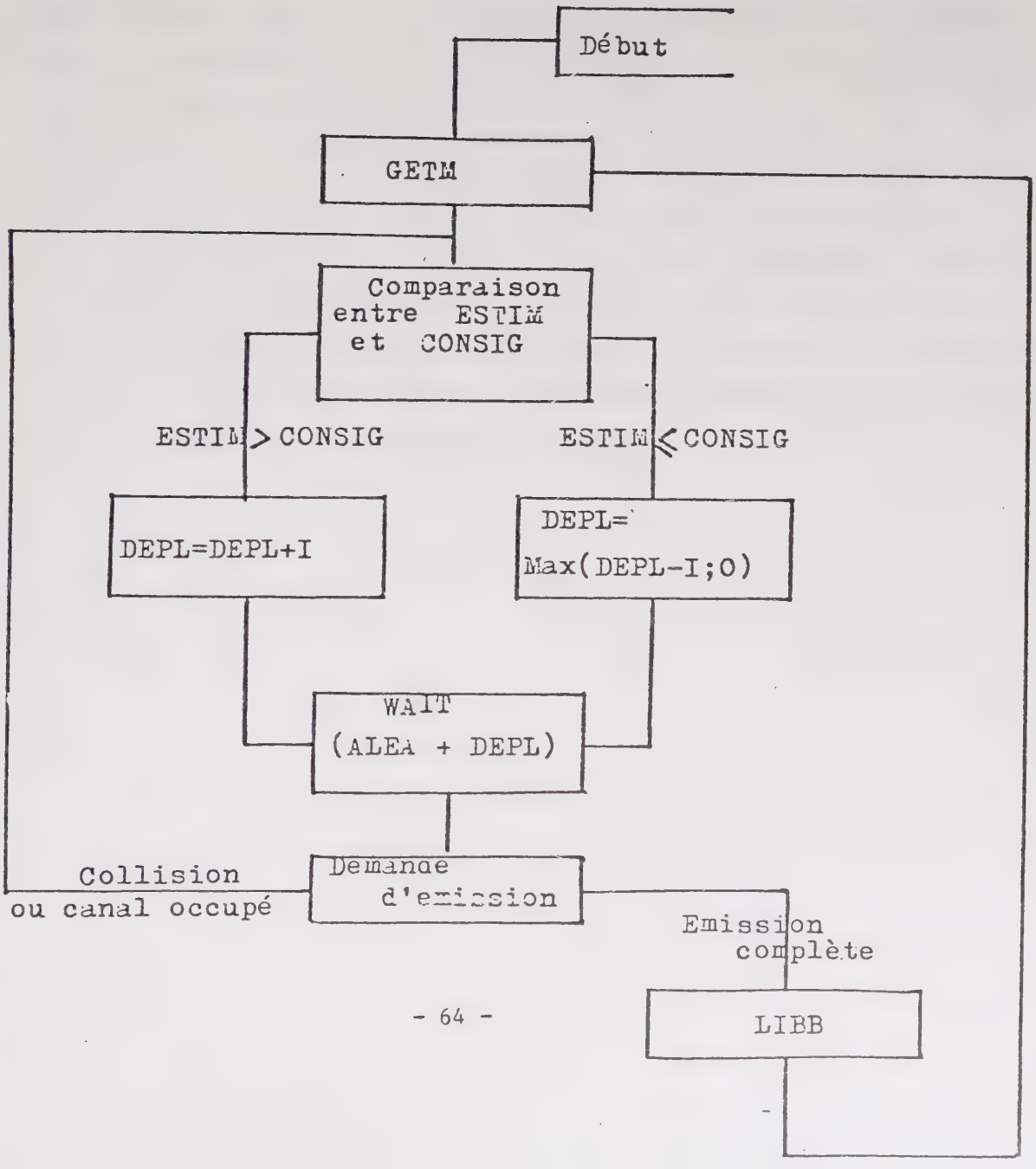
VII.4. Processus BOUT

C'est ce processus qui gère le protocole d'accés au canal. En ce sens son rôle est primordial. La zone de données de ce protocole contient 2 mots :

CONSIG — indique la valeur du trafic total qui doit circuler sur la boucle.

DEPL — indique le déplacement de la moyenne des attentes.

D'autre part, un estimateur du trafic ESTIM est tenu à jour par les "Handlers".



On notera que, ultérieurement, lorsque des messages d'acquittement seront échangés, les processus BIN et BOUT seront intimement liés ; de sorte que BIN effectuera les libérations des buffers transmis par BOUT.

CONCLUSION

XANTHOS peut être considéré comme un bon outil d'évaluation de performances de protocoles de diffusion sur un canal unique . En effet, ce système permet, grâce au logiciel MMT II d'implémenter différents algorithmes de les comparer, et de les améliorer . D'autre part, comme toute réalisation pratique, XANTHOS soulève d'autres problèmes théoriques que sa simple conception logicielle. En particulier, se pose le problème, crucial au niveau d'une utilisation réelle, de la rapidité des transmissions . Le problème est alors de concevoir une station de transport dont la rapidité permettra d'utiliser de façon valables les performances de la fibre optique. On peut, en particulier, penser a plusieurs micro-processeurs rapides pour assurer toutes les fonctions necessaires...

Annexe I :

Nous présentons ici l'organisation de la partie de la zone de données globales utilisée par les processus de gestion du canal .

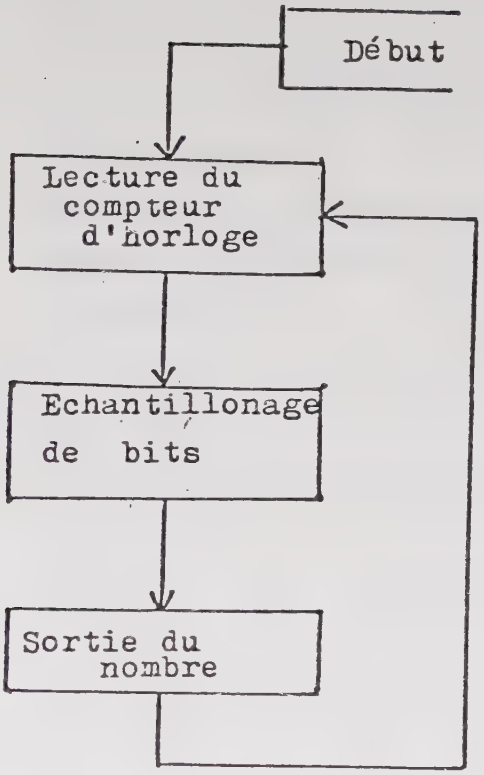
N.B:

Les chiffres indiquent le nombre de mots mémoire occupés par chaque zone .

FOUTØ	4
FOUTI	4
FOUT2	4
FOUT3	4
FDIFF	4
FBUS	4
IDIF	I
BDIF	I
CDIF	I
PDIF	I
CTXTØ	2
CTXTI	2
CTXT2	2
CTXT3	2

nnexe II :

Nous présentons ici l'algoritnme de "génération de nombres aléatoires" . Cet algorithme utilise le compteur d'horloge pour effectuer sa génération . Ce moyen de faire n'est pas parmi les meilleurs qui se puissent trouver (d'un point de vue statistique) mais il a l'énorme avantage d'être très simple à implémenter .



Annexe III :

Liste des services offerts sous forme de primitives par le moniteur multi-taches MMT II .

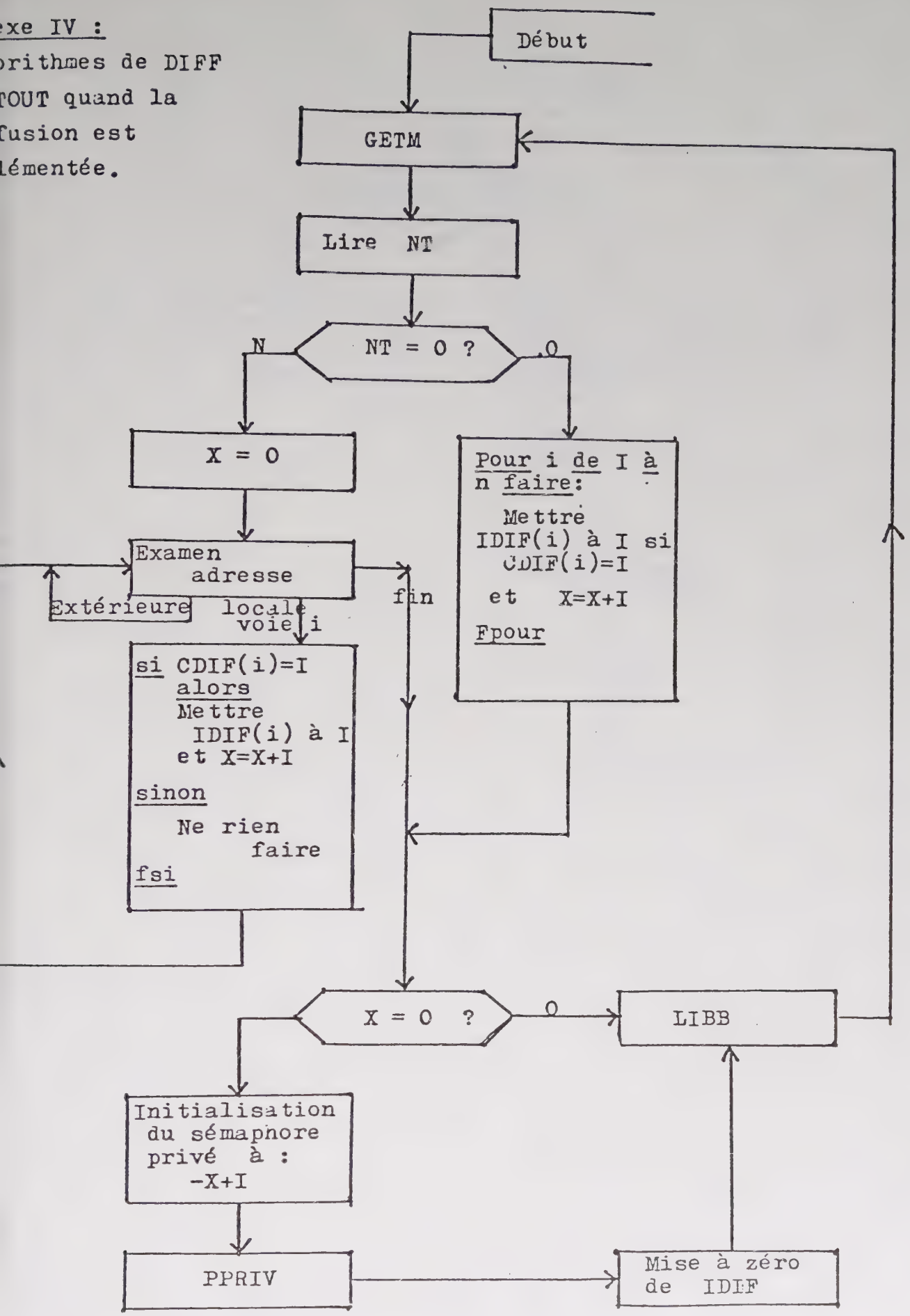
ARMER	Permet d'armer un processus.
DESARMER	Permet l'opération inverse.
PSEM	Opération P sur un sémaphore normal.
PPRIV	Même chose que PSEM mais cette fois sur un sémaphore privé.
VSEM	Opération V sur un sémaphore normal.
VPRIV	Même chose sur un sémaphore privé.
GETM	Appel d'un buffer dans une file d'attente de messages.
PUTM	Opération inverse de GETM ; c'est à dire mise (en queue) d'un message dans une file d'attente.
PUTP	Même chose que PUTM mais cette fois le message est placé en tête de la file d'attente.
GETBL	Appel d'un buffer libre.
LIBB	Libération d'un buffer après usage.
SIO..	Opérations d'entrées-sorties :
SIOE	Emission sans attente de la fin de transfert.
SIOEW	Emission avec attente de la fin de transfert.
SIOEWA	Emission avec attente de la fin de transfert et attente de la reception d'un caractère d'acquittement de la part du destinataire.
SIOR	Reception avec, bien sur, attente de la fin de transfert.
WIO	Attente de la fin d'un transfert en cours.
FIO	Abandon d'un transfert.

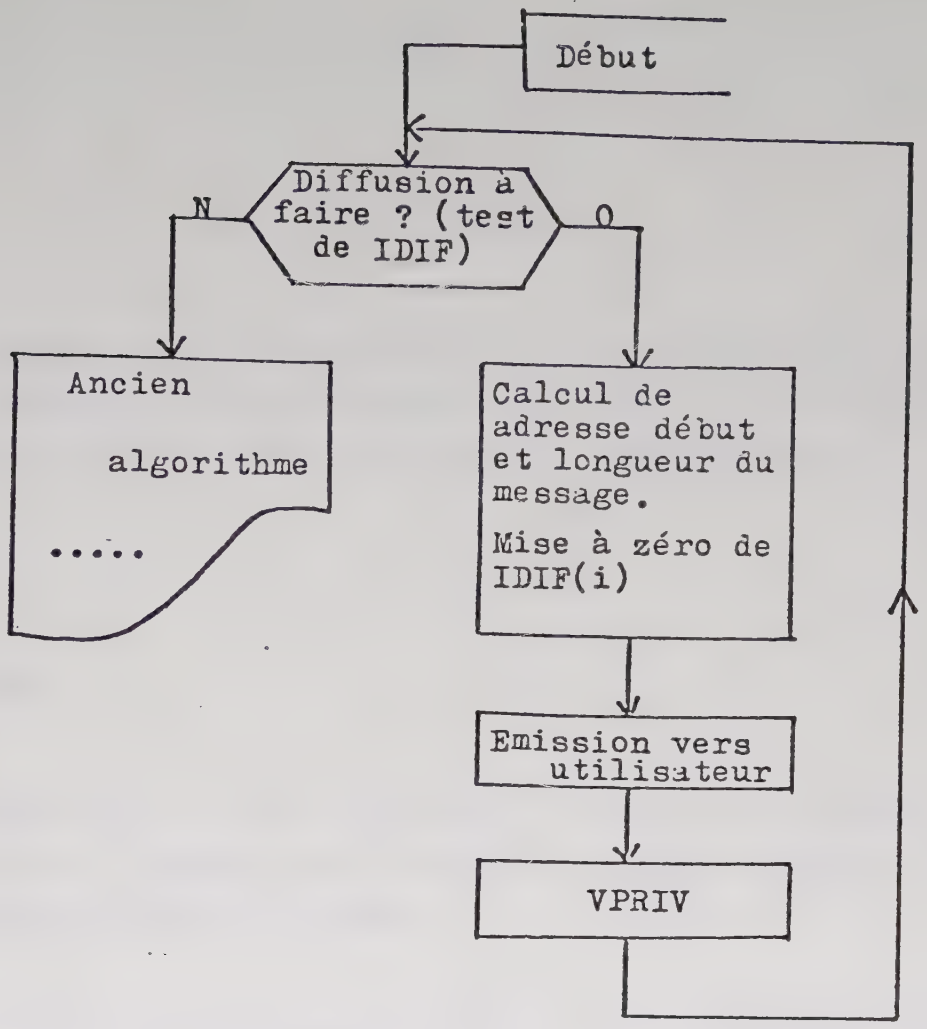
WAIT	Demande d'une temporisation.
ALEA	Demande d'une valeur aléatoire.
TIME	Demande de la valeur du compteur d'horloge.

.B. Tous ces services sont offerts sous forme de "Macros assembleur". C'est dire qu'il est très aisé d'en ajouter d'autres pour répondre aux besoins des utilisateurs.

exe IV :

orithmes de DIFF
TOUT quand la
fusion est
lémentée.




Début
Diffusion à faire ? (test de IDIF)
N
O
Ancien
algorithme
.....
Calcul de adresse début et longueur du message.
Mise à zéro de IDIF(i)
Emission vers utilisateur
VPRIV

UN PROTOCOLE EN BOUCLE

Nous considérons ici un autre type de technique fondamentalement différent du précédent. En effet, l'algorithme utilisé est ici parfaitement déterministe (dans le sens où le précédent était aléatoire).

1. L'ALGORITHME

De la même façon que pour l'algorithme avec écoute de la porteuse, les informations transmises sont regroupées en messages ou paquets émis par des stations ou hôtes du réseau.

Nous allons dans un premier temps décrire le protocole mis en oeuvre au niveau logique puis envisager la liaison avec l'implémentation physique d'un tel algorithme. On verra alors quel sens donner à la notion d'algorithme en boucle.

1-1. DESCRIPTION DU PROTOCOLE

Un point fondamental de l'algorithme de partage de la ressource que constitue le canal est l'abscence de phénomènes de collisions. Chaque participant du réseau est invité à parler à son tour.

Pour cela, un message spécial circule dans le réseau (c'est le permis ou jeton) indiquant quel est le prochain hôte disposant du droit de parole. Inversement, une station possèdant de l'information prête à être envoyée, doit attendre de recevoir ce permis pour pouvoir parler.

L'ayant reçu, elle peut alors transmettre son message, puis passer le permis à une autre station pour autoriser la bonne marche du système. Cet algorithme peut être schématisé par le diagramme de la figure 6-1.

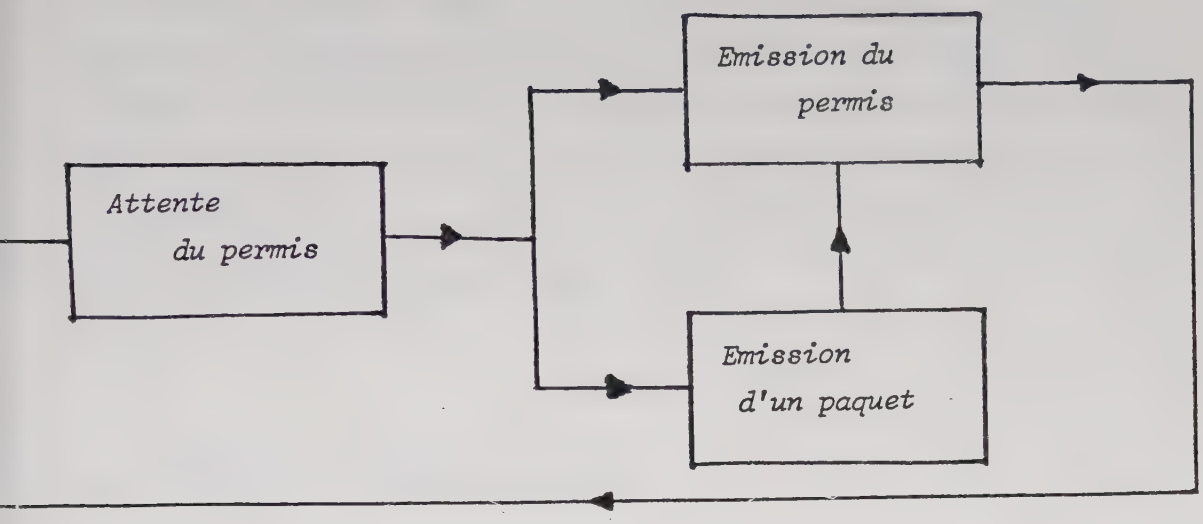


Figure 6-1: Algorithme d'accès au réseau

Différentes politiques peuvent être adoptées pour le passage du jeton proprement dit. On peut en citer trois parmi les plus simples:

-Passage du permis au destinataire du paquet transmis
-Passage du permis "à son voisin"
-Passage du permis "au hasard"

La première possibilité permet, entre autre, le passage implicite du jeton; cependant, il est nécessaire de limiter l'action de cette règle pour éviter la monopolisation du canal par deux stations en dialogue permanent. Il faut, d'autre part, prévoir une règle annexe de transmission du permis lorsqu'aucune information n'est prête à l'envoi.

La seconde méthode fait appel à un ordre total implicite sur l'ensemble des participants, ce qui résoud complètement le problème du passage du jeton. Cependant, l'établissement de cet ordre est la source

principale de complexité dans cette solution.

Enfin, la dernière tactique peut rendre équitable le fonctionnement du réseau dans la mesure où le trafic total est faible et homogène.

Il faut cependant remarquer que, dans cet algorithme (protocole en boucle), il est nécessaire que chaque participant au réseau connaisse l'ensemble des destinataires actuellement possibles (pour ne pas transmettre le permis à une station fantôme, ou pour reconnaître un éventuel nouvel arrivant). On se trouve alors confronté à un problème de cohérence d'une information à copies multiples (l'état d'activité du réseau qui doit être présent dans chaque station).

1-2. L'ARCHITECTURE PHYSIQUE D'ACCUEIL

La structure physique du réseau d'acceuil doit permettre une implémentation facile du protocole choisi. Aussi, quand il s'agit d'un protocole en boucle, (ce qui est une structure logique) on est amené à réaliser également une boucle physique pour connecter les différents hôtes du réseau. Cependant, il ne faut pas considérer cela comme une architecture obligée; en effet, il est parfaitement envisageable d'implémenter un protocole de communication en boucle sur un réseau à structure physique de bus.

Plus généralement, on parle souvent de réseau en boucle pour désigner un réseau dont la structure logique (c'est à dire où l'algorithme de communication est du type à jeton) est une boucle, et de réseau en bus pour désigner les réseaux à contention.

Un des avantages de la structure physique en bus est d'autoriser un fonctionnement dégradé en présence d'une coupure du lien physique: en effet, on a alors deux sous-réseaux (indépendants évidemment) qui peuvent continuer de fonctionner.

La structure physique en anneau rend, elle, plus simple l'implémentation d'un algorithme en boucle mais offre l'inconvénient de cesser totalement de fonctionner lors d'une coupure du support physique.

2. Etude théorique du protocole en boucle

Nous allons ici présenter une méthode d'évaluation du comportement d'un réseau régi par un protocole de communication en boucle. On s'intéressera successivement au temps de service d'une station, au débit du réseau, et au comportement de la file des messages en attente.

2-1. LES HYPOTHESES DE L'ETUDE

Nous considérons donc un réseau en boucle constitué d'un moyen d'acheminement de l'information, et de N+1 participants numérotés de 0 jusqu'à N. L'algorithme de passage du jeton retenu est le "passage au suivant", tel que le suivant de la station i soit la station j, où

$$j = i + 1 \quad (\text{mod } N+1)$$

On considère, d'autre part, que toute les stations ont statistiquement le même comportement, et qu'elles reçoivent de l'extérieur des messages nouveaux suivant une loi de Poisson de moyenne λ . Les messages transmis auront tous la même longueur ℓ ; quant au permis, il sera de longueur p. Le temps de transmission (c'est à dire le temps de propagation entre stations) sera ici encore noté δ .

2-2. PROBLEMES GLOBAUX

Nous avons vu précédemment que, pour pouvoir émettre un message, un hôte doit attendre de posséder le permis. Notons C la période pendant laquelle un participant doit rester silencieux en attendant le jeton après l'avoir "passé" au suivant (à la fin de l'émission d'un message par exemple). Parmi les membres d'un réseau, certains peuvent n'avoir aucun message prêt pour l'émission. Notons π la probabilité stationnaire d'un tel évenement (nous supposons qu'elle est indépendante de l'hôte considéré). On peut alors calculer une expression de la valeur moyenne de C:

$$EC = \sum_{k=o}^{N} C_N^k \ (1-\pi)^k \ \pi^{N-k} \ (k\ell + pN + N\delta) + \delta$$

ou encore,

$$EC = (N+1)\delta + N\ (\ell(1-\pi) + p)$$

Il est alors intéressant d'évaluer le nombre de messages d'information ayant circulé pendant ce temps sur le canal. Soit u ce nombre; il peut être évalué à:

$$Eu = \sum_{k=o}^{N} C_N^k \ (1-\pi)^k \quad \pi^{N-k} \ k$$

soit,

$$Eu = N(1-\pi)$$

Nous allons maintenant évaluer l'influence de ces comportements globaux au niveau de chaque station. Pour cela, on peut schématiser le

fonctionnement d'un hôte par un algorithme tel que celui de la figure 6-2.

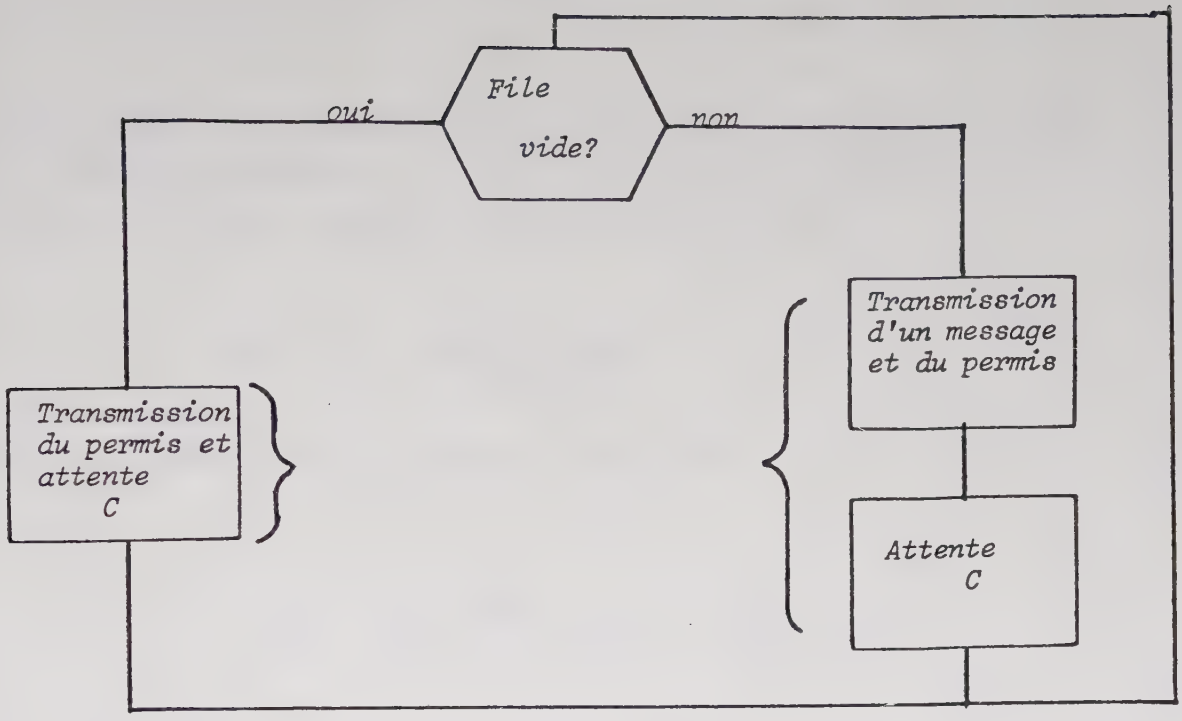


Figure 6-2: Fonctionnement d'un hôte

Certains instants du déroulement de ce processus vont revêtir une importance toute particulière, ce sont ceux où le serveur considère l'état de la file des messages en attente. En effet, le processus "longueur de la file" à ces instants est markovien.

Soit alors p_k la probabilité stationnaire d'avoir k clients en attente dans la file.

Soit

Π_κ = Pr (k arrivées pendant le temps S)

et,

$\overline{\Pi}_\kappa$ = Pr (k arrivées pendant le temps T)

On a alors nécessairement:

$$p_o = p_o \bar{\pi}_o + p_1 \pi_o$$

$$p_k = p_o \bar{\pi}_k + \sum_{j=o}^{k} \pi_j p_{k-j+1} \qquad k \geq 1$$

Pour pouvoir résoudre ce système d'équations, nous allons utiliser des fonctions génératrices G, U, et V associées respectivement à $\{p_k\}$, $\{\bar{\pi}_k\}$, et $\{\pi_k\}$. Après quelques calculs simples, on obtient:

$$G(x) = p_o \frac{xU(x) - V(x)}{x - V(x)}$$

Mais, les probabilités $\{\bar{\pi}_k\}$ ont pour expression:

$$\bar{\pi}_k = \int_o^\infty \frac{(\lambda x)^k}{k!} \exp(-\lambda x)\, dp(T \leq x)$$

Par suite, on a

$$U(x) = \sum_{k=o}^{\infty} \bar{\pi}_k x^k = \int_o^\infty \exp(\lambda x y) \exp(-\lambda y)\, dp\ (T \leq y)$$

et enfin

$$U(x) = E\ (\exp(\lambda(x-1)T))$$

De façon similaire, on obtient

$$V(x) = E\ (\exp(\lambda(x-1)S))$$

On peut alors remarquer que ces fonctions génératrices vérifient les conditions limites suivantes:

$$G(1) = U(1) = V(1)$$

de telle sorte que,

$$\lim_{x \to 1} G(x) = p_o \frac{1 + \lambda (ET - ES)}{1 - \lambda ES}$$

Cette condition permet alors de donner une évaluation de p_0, qui est

$$p_o = \frac{1 - \lambda ES}{1 + \lambda (ET-ES)}$$

On peut alors noter qu'une condition de stabilité de fonctionnement du système sera:

$$\lambda ES < 1$$

2-3. ETUDE DU TEMPS DE SERVICE

Cette expression de p_0 va permettre d'évaluer les différentes quantités intervenant dans le service d'un message. C'est ainsi que:

$$p_o = \pi$$

et que,

$$ES = EC + \ell + p \qquad ET = EC + p$$

On obtient ainsi

$$p_o = \pi = \frac{1 - \lambda(EC+\ell+p)}{1-\lambda\ell}$$

qui n'est autre qu'une équation en π . Sa résolution donne, après quelques calculs,

$$\pi = 1 - \frac{\lambda(N+1)\ (p+\delta)}{1-\lambda(N+1)\ \ell}$$

Une condition nécéssaire et suffisante de stabilité de ce système sera alors

$$o < \pi < 1$$

Ce qui se réduit facilement à

$$\lambda < \text{Min} \left\{ \frac{1}{(N+1)(p+\delta+\ell)} ; \frac{1}{(N+1)\ell} \right\}$$

Et, finalement, le système sera stable si et seulement si

$$\lambda < \frac{1}{(N+1)(p+\delta+\ell)}$$

Le taux maximum de messages admissible à une station (λ) en fonction du nombre de stations du réseau est représenté à la figure 6-3 où on a pris ℓ=100, p=5, et δ =1.

On peut maintenant donner les expressions des valeurs moyennes des variables aléatoires C, S, et T comme étant:

Figure 6-3: Charge maximum admissible

$$EC = (N+1)\delta + NP + N\ell \frac{\lambda(N+1)(p+\delta)}{1 - \lambda(N+1)\ell}$$

$$ES = (N+1)\ (p+\ ) + \ + N\ \frac{\lambda(N+1)\ (p+\delta)}{1 - \lambda(N+1)\ell}$$

$$ET = (N+1)\ (p+\ ) + N\ \frac{\lambda(N+1)\ (p+\delta)}{1 - \lambda(N+1)\ell}$$

2-4. Etude du débit global

Si on considère maintenant ce réseau en terme de débit global, on peut dire qu'une valeur maximale de ce débit est obtenue lorsque chaque station place, à son tour, un message sur le canal. C'est à dire qu'un message est émis chaque fois que c'est possible. Entre l'émission de données par un hôte et celle de son suivant, il s'écoule un temps $\ell+p+\delta$ pendant lequel <u>un seul</u> paquet utile est transmis. On a donc ainsi le débit global maximal de ce canal sous la forme:

$$\lambda_{max} = \frac{\ell}{\ell + p + \delta}$$

Si on se trouve maintenant en dessous de ces conditions de saturation, on peut définir un <u>cycle</u> de l'algorithme comme étant la durée séparant deux départs consécutifs du jeton d'une station donnée. Cette quantité, notée $\hat{c}$, a pour moyenne,

$$E\hat{C} = EC + (\ell+p)\ (1-\pi) + p\pi$$

ou encore,

$$E\hat{C} = (N+1)\ (\delta+p+\ell(1-\pi))$$

Pendant une telle période $\hat{c}$, un nombre $\hat{u}$ de messages a été émis. On peut évaluer l'espérance de $\hat{u}$ à,

$$E\hat{u} = (N+1)\ (1-\pi)$$

et le débit, en charge normale à,

$$\tau = \frac{E\,\hat{u}.\ell}{E\hat{C}}$$

soit,

$$\tau = \lambda(N+1)\ell$$

Une expression de τ en fonction de λ quel que soit λ est alors,

$$\tau = \text{Min}\ (\lambda(N+1)\ell\ ;\ \frac{\ell}{\ell+p+\delta}\ )$$

Pour pouvoir comparer ce résultat avec celui obtenu dans le cea d'un protocole d'accès à contention, il faut noter qu'ici, le trafic offert au canal est limité (de par l'algorithme lui-même) à une valeur finie, ce qui explique l'allure des courbes représentatives de τ en fonction du trafic total offert (voir figure 6-4).

2-5. Comportement de la file

Nous allons ici chercher à caractériser le comportement de la file des messages en attente d'émission dans une station de notre réseau. Une façon assez simple d'envisager ce comportement est de le dériver du processus de Markov défini précédemment ("Longueur de la file aux instants où le serveur teste celle-ci") et noté $\{p_k\}$. On peut ainsi obtenir la longueur moyenne de cette file aux instants considérés. Cette quantité (qui est à priori différente de la longueur moyenne de la file) montrera bien, cependant, l'évolution du processus. En effet,

Figure 6-4: Débit total du réseau

cette valeur sera, au plus, différente de une unité du nombre moyen de client dans le processus général. Avec les notations précédentes, on avait :

$$G(x) = p_o \frac{xU(x) - V(x)}{x - V(x)}$$

où, en fait, G désignait la fonction génératrice des $\{p_k\}$, soit

$$G(x) = \sum_{k=o}^{\infty} p_k x^k$$

On peut alors écrire

$$G'(x) = \sum_{k=o}^{\infty} k\, p_k\, x^k$$

et, par suite, G' (1) est donc la valeur moyenne du nombre de clients dans la file aux instants considérés. Une autre expression de G'est alors :

$$G'(x) = p_o \frac{U(x)+xU'(x)-V'(x)}{x-V(x)} - \frac{(1-V'(x))}{x-V(x)} G(x)$$

Après calcul, on obtient :

$$G'(1) = \frac{2\lambda ET + \lambda^2 ET^2 - \lambda^2 ES^2}{1 + \lambda(ET-ES)} + \frac{\lambda^2 ES^2}{1-\lambda ES}$$

Ce qui est une expression du nombre cherché.

Pour obtenir une valeur en fonction des paramètres qui ont servi à définir les caractéristiques du canal, il faut exprimer les différentes valeurs ET, ET^2, ES, et ES^2 à l'aide de N, ℓ, p, et δ . Rappelons tout d'abord, les relations liant les variables aléatoires S, T, et C.

$$S = C + \ell + p$$

$$T = C + p = S - \ell$$

On peut alors évaluer facilement les deuxièmes moments des variables S et T comme étant des fonctions de EC et EC^2. On a donc, successivement,

$$EC^2 = \ell^2(1-\pi)N^2 + 2N(pN + (N+1)\delta)(1-\pi)\ell + (pN + (N+1)\delta)^2$$

$$ET^2 = EC^2 + 2pEC + p^2$$

$$ES^2 = EC^2 + 2(\ell+p)\ EC + (\ell+p)^2$$

Il est alors simple de calculer le nombre moyen de clients dans les files en fonction du taux d'arrivée de messages extérieurs par un algorithme tel que,

1-Calcul de EC
2-Calcul de π
3-Calcul de EC^2
4-Calcul de ES et ES^2
5-Calcul de ET et ET^2
6-Calcul du nombre moyen de clients dans la file

L'évolution de ce nombre moyen est montré à la figure 6-5 pour différentes valeurs des paramètres du système.

Figure 6-5: Longueur des files

3. CONCLUSION

Comme le protocole CSMA, cette méthode en boucle offre de très bonnes performances au niveau du débit du canal. Il faut cependant noter que, au niveau de la longueur des files de messages, un large avantage est à donner à l'accès aléatoire (figure 4-17 et 6-5).

La technique en boucle semblant être plus difficile à réaliser qu'une méthode aléatoire, on pourrait "conseiller" l'usage d'un protocole à contention à écoute de la porteuse et avortement, plutôt qu'un multiplexage en boucle pour des implémentations réelles de réseaux locaux.

UNE EXPERIMENTATION DE RESEAU EN BOUCLE : LE PROJET SIRENE

Ce chapitre présente une deuxième expérience de réalisation d'un réseau local de communication. Cette fois, contrairement à l'expérience XANTHOS, nous nous intéressons plus spécifiquement aux couches hautes de protocoles jusque et y compris les applications.

Cette réalisation est basée sur le réseau TARO (développé également par GIXI) et possède l'architecture suivante:

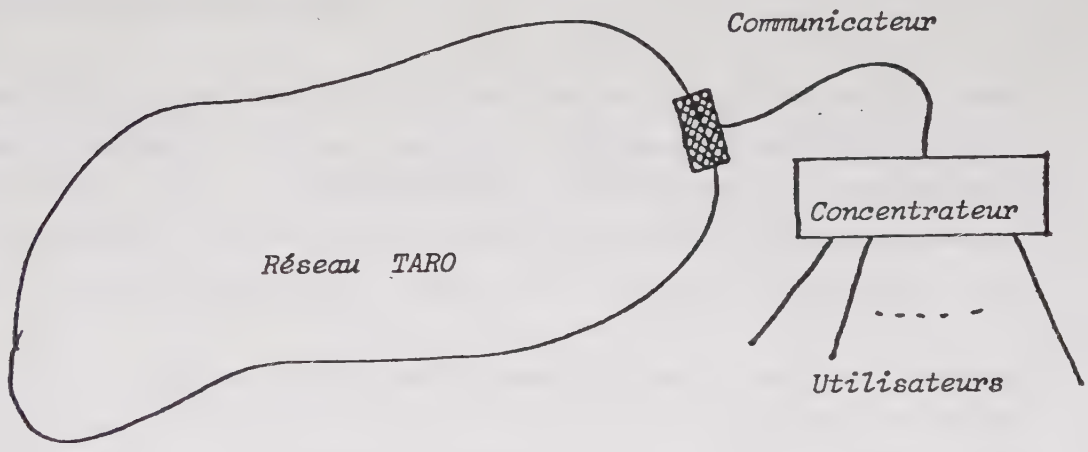


Figure 7-1: Organisation du réseau

Le communicateur est relié et géré par un concentrateur qui est un micro-processeur Z80 dans une configuration décrite plus loin. Le but principal du projet SIRENE est de fournir un outil pratique de travail aux étudiants de l'Ecole Nationale Supérieure des Télécommunications de Paris en montrant et en expérimentant diverses techniques et services spécifiques.

1. PRESENTATION

Pour expérimenter les nouvelles techniques d'Enseignement Assisté par Ordinateur (EAO), le département informatique de l'E.N.S.T. développe un projet nommé SIRENE: Système d'Informatique Répartie pour l'ENseignEment.

Il ne s'agit pas là d'un projet d'EAO dans lequel un certain nombre de terminaux seraient connectés à un ordinateur central; bien au contraire il a été décidé d'utiliser l'ensemble des matériels disponibles au département. On a donc affaire à un système dont la caractéristique principale est de regrouper des matériels extrêmement divers: parmi les terminaux on trouvera aussi bien des consoles graphiques que des terminaux Vidéotex (du type Télétel ou terminal annuaire), la puissance de calcul étant répartie entre des micro-ordinateurs (type Apple II) et des mini-ordinateurs.

L'objectif à atteindre est d'interroger une (ou plusieurs) des ressources communes du système depuis l'un quelconque des terminaux installés dans l'école. L'utilisateur doit donc disposer de services tels que: impression, utilisation de mémoires de masse, d'une puissance de calcul..., services qui sont rendus par des unités spécialisées.

Le système apparait alors comme un ensemble de serveurs et non comme un ordinateur à structure répartie puisqu'il ne s'agit que de relier des utilisateurs à des serveurs spécialisés. Son efficacité sera donc en grande partie déterminée par les caractéristiques du réseau d'interconnexion des matériels.

Le réseau d'interconnexion

De par la nature même des applications envisagées, les terminaux, puisque répartis dans l'école, ne sont distants que de quelques dizaines ou quelques centaines de mètres; de plus, les informations véhiculées sont des textes ou des images fixes (mais non des images animées ou de la vidéo). On peut estimer grossièrement le débit du réseau nécessaire à une bonne transmission des informations à quelques dizaines de Kbits/s.

Ces deux caractéristiques (proximité géographique de machines hétérogènes et débit limité) nous ont conduit à réaliser l'interconnexion des matériels par un réseau local. La nécessité de pouvoir disposer d'un réseau rapidement opérationnel nous a conduit a prendre en considération DANUBE , très proche d'ETHERNET , et TARO que nous avons finalement choisi pour des raisons d'approvisionnement.

Reste alors à en fixer les caractéristiques, c'est à dire à définir:

- les différentes couches de protocole de communication
- et l'architecture physique permettant leur implantation.

2. LES COUCHES HAUTES

2-1. La couche session

Dans un réseau dont la vocation est de relier des matériels hétérogènes, la couche session est le support d'un "langage réseau" compris de tous les participants. Ce langage réseau est formé de primitives permettant l'accès aux services de cette couche. Le traitement de ces requêtes se fait naturellement de façon décentralisée. D'une manière plus précise, c'est à ce niveau qu'on doit accueillir les nouveaux participants (connexion d'un terminal) pour ouvrir la "session de travail", recueillir leurs requêtes de service et, si possible, les satisfaire, assurer la comptabilité interne du réseau, et, bien sûr, fermer éventuellement la session. La partie fondamentale de ces travaux est l'allocation d'un "serveur" pour satisfaire la demande émise. Il y a pour cela plusieurs mécanismes envisageables qui dépendent des potentialités des machines connectées au réseau. On peut en effet distinguer deux sortes de machines:

- les serveurs spécialisés (SS)

  Ce peuvent être des micro ou mini-ordinateurs spécialisés dans l'exécution d'un langage spécifique ou encore des gestionnaires

de communications inter-réseaux, des machines de traitement de textes...

- les serveurs multiples (SM)

  Ce sont des machines possédant la capacité de traiter des problèmes très divers. Rentrent bien entendu dans cette catégorie les gros ordinateurs, mais aussi certains minis.

  En général ces serveurs possèdent une base de connaissances (BC) dans laquelle ils puisent leurs potentialités. Cette base peut être gérée localement ou bien être éloignée en formant une station de type SS (cas de la gestion d'une base de connaissances pour un ou plusieurs utilisateurs qui seront alors des stations SM).

- les gestionnaires de terminaux (GT)

  Ces stations diffèrent quelque peu des serveurs spécialisés par le rôle de concentrateurs qu'elles jouent.

C'est ainsi qu'une application regroupant des services de traitement de texte et des services d'EAO peut être vue comme le schéma de la figure 7-2.

SS1 est une base de connaissances d'EAO au service des serveurs multiples SM1 et SM2,
SS2 et SS3 sont des machines de traitement de texte spécialisées.
SM3 est un ordinateur général,
SS4 est le centre d'impression (photocomposition ou sortie de listings),
GT1 et GT2 assurent la connexion de terminaux extérieurs.

Cet exemple fait apparaître des problèmes de sécurité et de confidentialité que doit s'efforcer de résoudre la couche session. Par exemple, l'accès des bases de connaissances des serveurs multiples ne doit pas se faire directement par un usager connecté à une station GT, mais seulement par les serveurs SM1 et SM2.

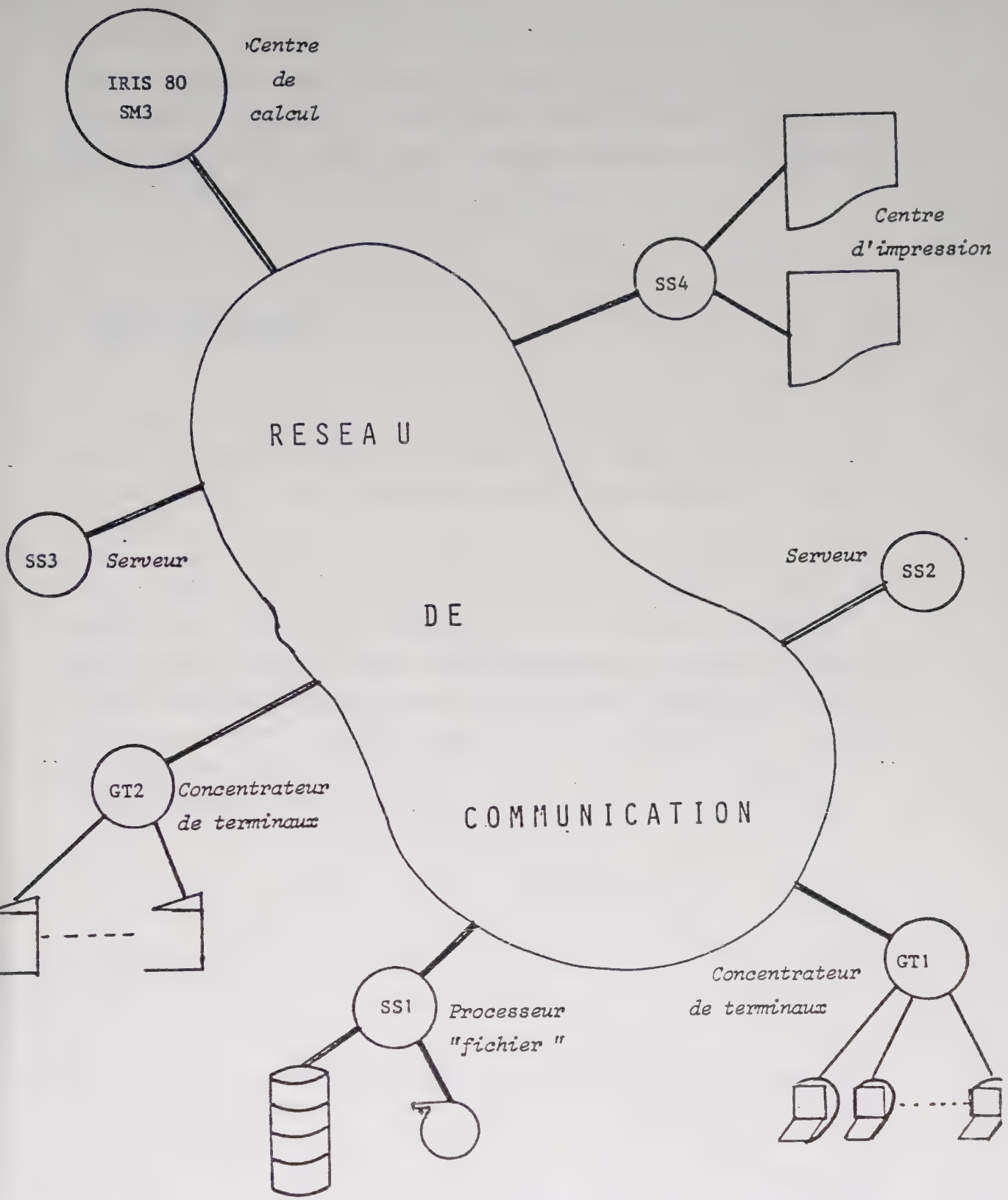


Figure 7-2: Structure d'un réseau à services multiples

Enfin, puisqu'un des interêts de ce type de réseau est de pouvoir se reconfigurer aisément, la couche session devra prendre en compte les diverses variations possibles des ressources effectivement disponibles dans le système (ajout ou retrait de serveurs).

2-2. Couche présentation

Le rôle de cette couche est de fournir à la couche session des données au "format réseau" et de transformer les données arrivant de cette couche, pour les rendre compréhensibles et utilisables par la couche application.
Cette couche présentation est tout à fait nécessaire dans le cadre du réseau SIRENE où les hôtes sont hétérogènes. Elle doit permettre une compréhension syntaxique mutuelle entre les matériels connectés au réseau. Dans un premier temps, nous développons un protocole d'appareil virtuel intégrant les spécificités des terminaux annuaires et VIDEOTEX. Ensuite, nous pensons aborder le problème des transmissions de textes (cas des machines de traitement de textes interconnectées), dans le cadre d'un protocole de fichier virtuel.

3. L'ARCHITECTURE

L'architecture du réseau SIRENE est décrite sur la figure 7-3. Le réseau SIRENE utilise un support de transmission qui est un réseau local nommé TARO et conçu par la GIXI. Il utilise une logique d'accès du type jeton, c'est à dire un privilège d'émission. Le jeton est acquis par la station qui reçoit un paquet, dès l'instant où ce même paquet est complètement reçu, sans erreur sur l'en-tête. La station réceptrice, à son tour, a plusieurs possibilités. Si les données du paquet révèlent une erreur, un acquittement négatif sera transmis en direction de la station émettrice en lui rendant en même temps le jeton. Dans le cas contraire (transmission sans erreur), la station

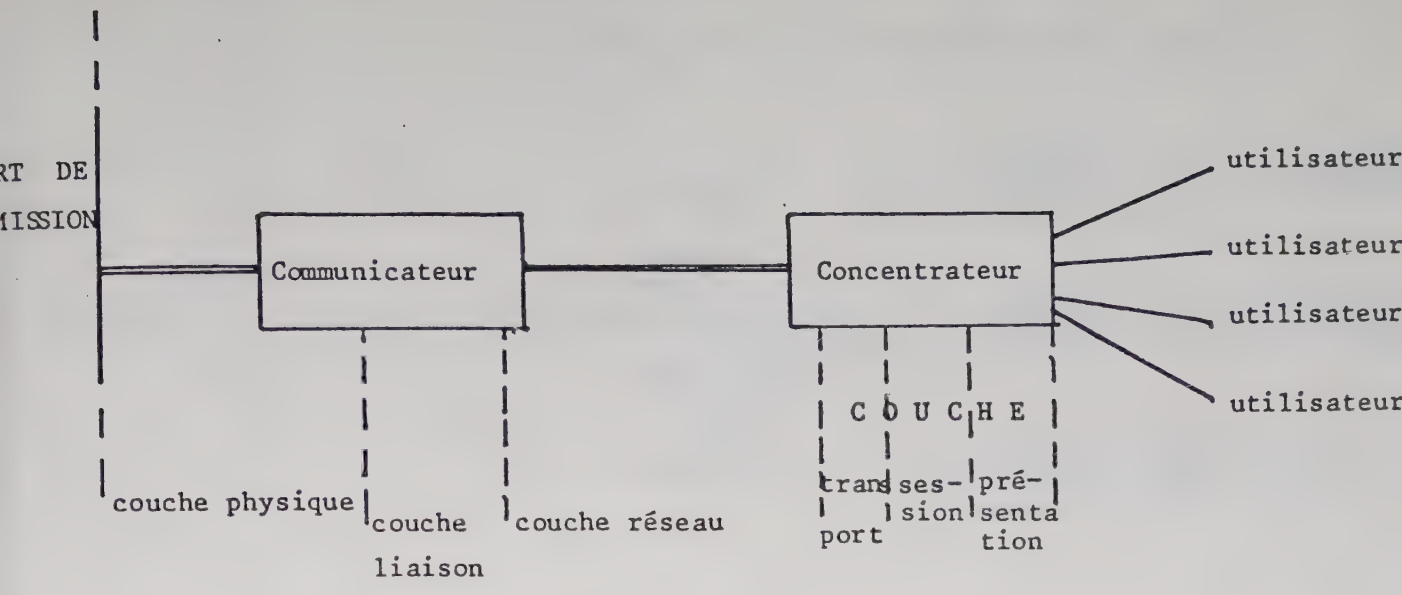


Figure 7-3: Le réSeau SIRENE (organisation du communicateur)

possédant le jeton émet un nouveau paquet, s'il y en a un en attente. Lorsqu'il n'y a pas de paquet d'information à transmettre, le destinataire du jeton est choisi dans une table (dupliquée dans chaque communicateur) où les noeuds actifs sont répertoriés et mis à jour à chaque passage du jeton.

Le communicateur est organisé autour d'un microprocesseur INTEL 8035 dans une configuration comprenant 4 Koctets de PROM et différentes interfaces (voir figure 7-4). En particulier, l'utilisateur dialogue avec cette machine à travers des mémoires tampons à accès séquentiel, permettant la lecture et l'écriture des messages respectivement à emettre et à recevoir.

La structure physique implique, au niveau de la couche liaison, un controle de flux implicite. En effet, la station de réception rejette le paquet arrivant si sa mémoire tampon de réception n'est pas libre. Si à la cinquième demandes de retransmission, le paquet n'est toujours pas pris en charge par le communicateur récepteur, celui- ci est déconnecté. La capacité des mémoires tampons d'émission et de réception, est de 1 Koctets, ce qui représente aussi la taille maximum d'un paquet. Le débit du réseau est de 50 Kbits/s, ce qui est largement suffisant pour l'utilisation prévue.

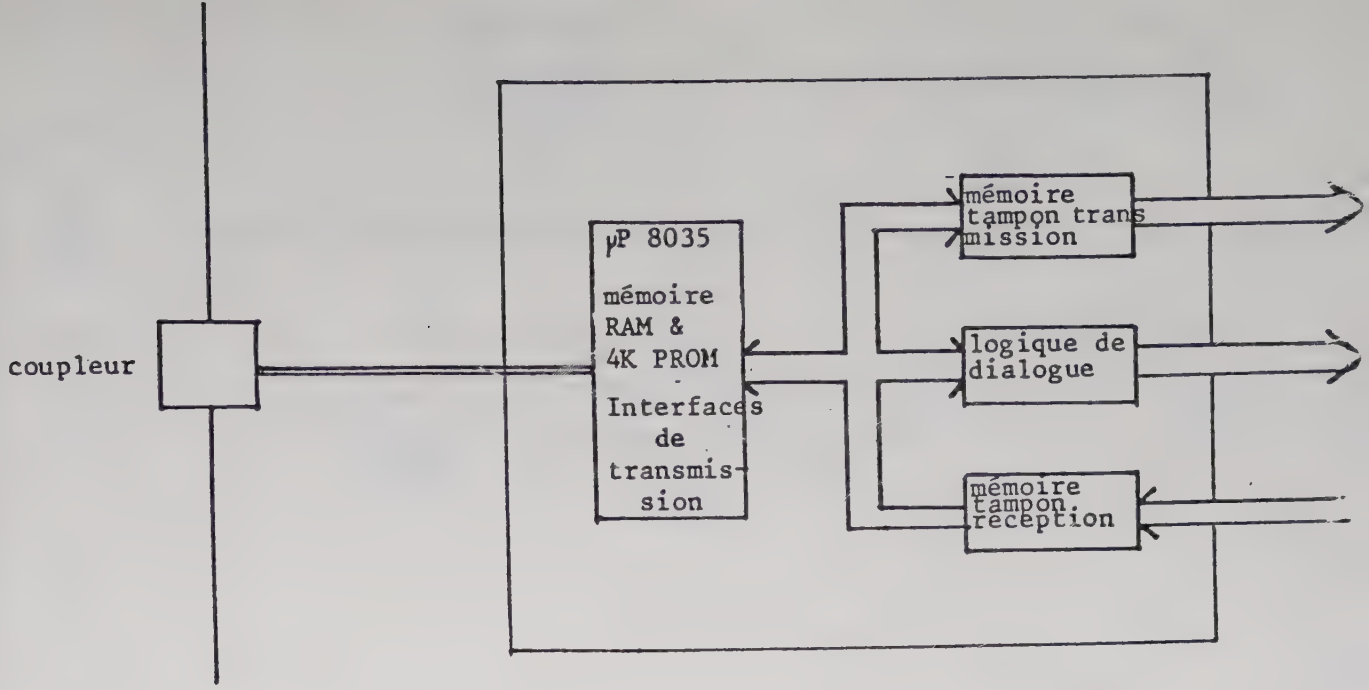


Figure 7-4: Structure physique du communicateur TARO

Les fonctions logiques liées aux couches supérieures de protocole sont assurées par un microprocesseur Zilog Z80, situé derrière le communicateur. Sur le bus de ce microprocesseur sont connectés les différents interfaces de communication, aussi bien avec le réseau proprement dit, qu'avec les utilisateurs. L'organe de connection ainsi réalisé peut assurer le multiplexage de plusieurs participants. Le schéma fonctionnel de ce "concentrateur" est décrit dans la figure 7-5.

Cette architecture classique dans la famille Z80 a été réalisée à partir de cartes Mostek de la série MDX. Ultérieurement, une ou plusieurs cartes spécifiques seront construites autour du même microprocesseur, mais dans la version rapide (4MHz) en intégrant certaines possibilités de transfert direct de mémoire à mémoire (DMA).

Un logiciel de base spécifique a été créé pour permettre une exploitation de la machine physique. Il se constitue essentiellement d'un ordonnanceur de tâches, de différents gestionnaires d'interruptions (handlers d'horloge, handlers de ligne,...) et de routines d'entrée-sortie. Son schéma fonctionnel est décrit sur la figure 7-6.

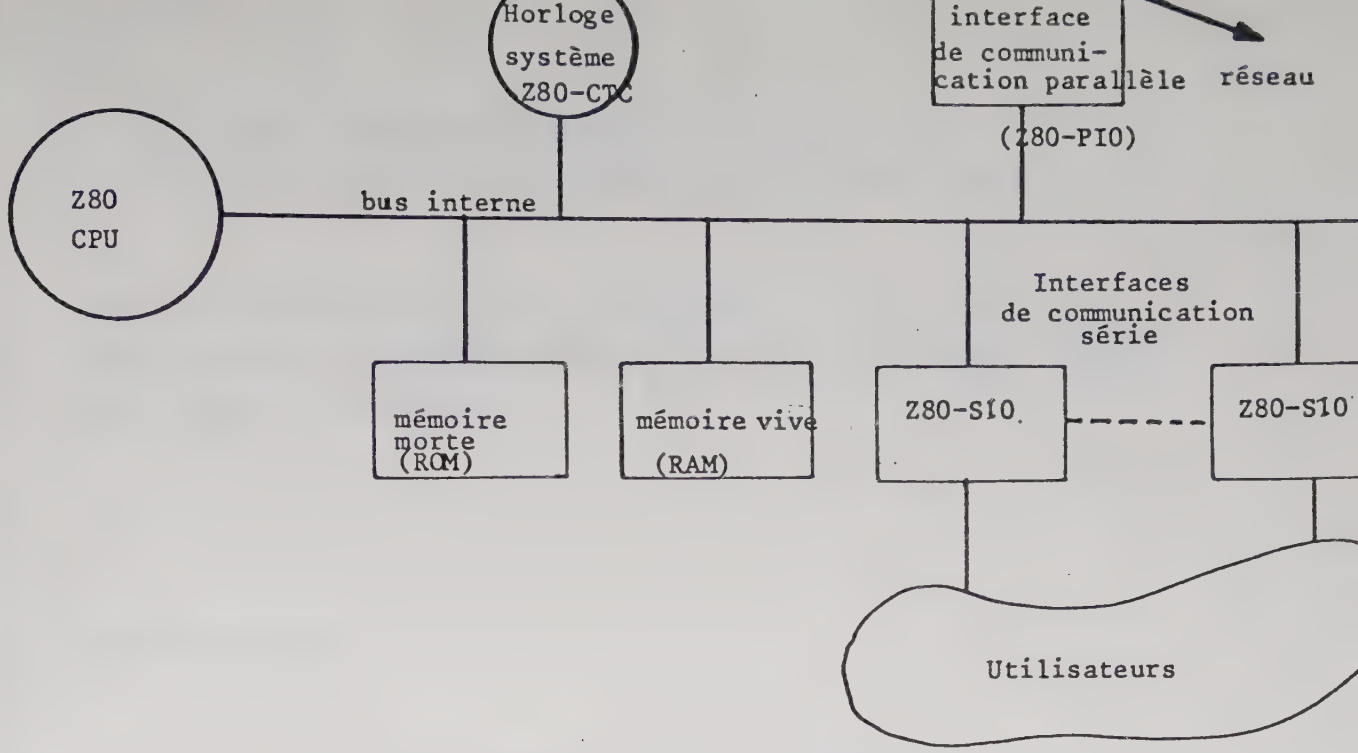


Figure 7-5: Schéma fonctionnel du concentrateur

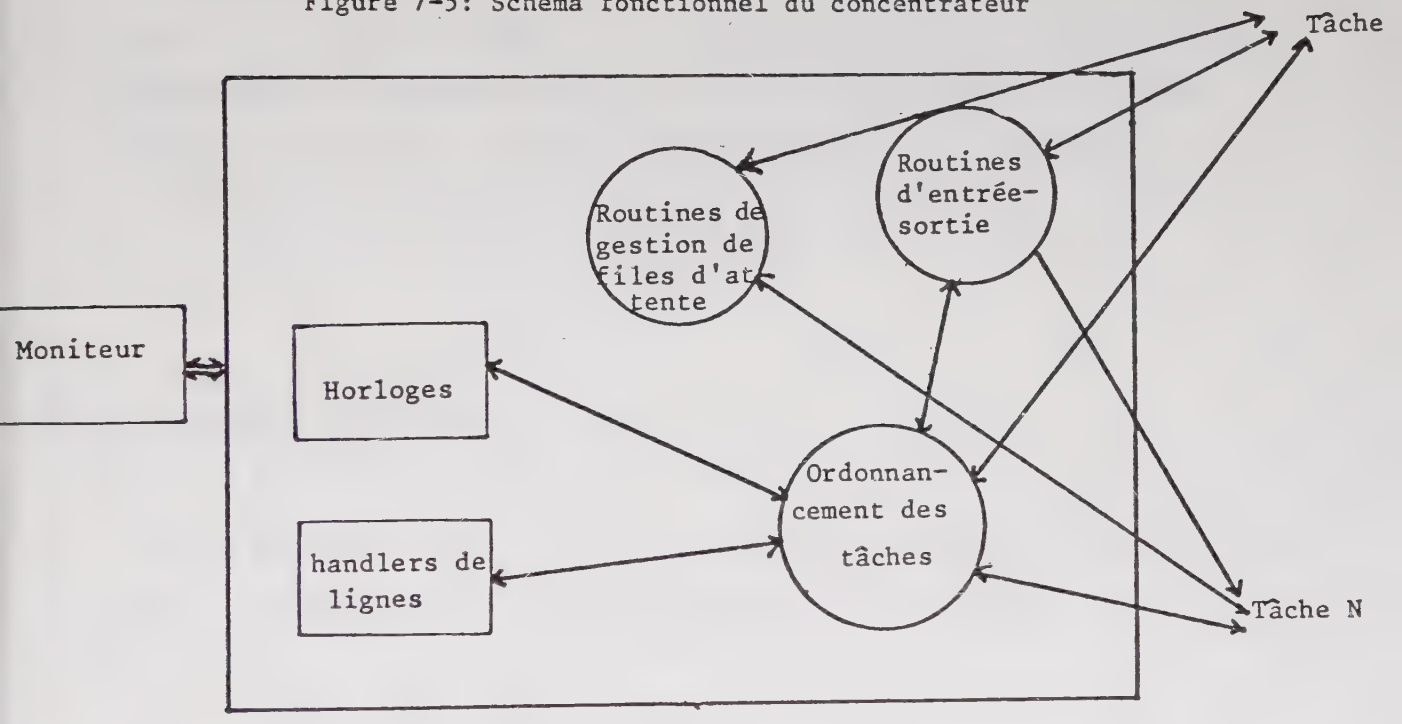


Figure 7-6: Le logiciel de base

Les services offerts par ce logiciel de base sont les suivants:

-ordonnancement des tâches qui assurent les différentes fonctions de contrôle du protocole de communication,
-gestion de délais,
-gestion de messages et de files d'attente,

-gestion des entrées-sorties,
-initialisation de la machine à la mise sous tension.

Nous présentons dans les deux paragraphes suivants une description plus détaillée du logiciel des couches réseau et transport, session, présentation, et application.

4. LA COUCHE RESEAU

Il s'agit ici de formaliser un service partiellement rendu par le réseau local TARO lui-même, en vue de donner à la couche transport des primitives d'utilisation simple. La couche réseau permettra donc l'émission d'un paquet, la réception d'un paquet, et l'initialisation de la communication ou, plus exactement de la ligne. Chacune de ces fonctions donne lieu à l'établissement d'un compte-rendu d'exécution.

4-1. Procédure R-EMISSION

Cette primitive permet d'envoyer sur le réseau un paquet complet au format standard TARO. Elle donne lieu aux réponses suivantes:

REM1 : Tout va bien
REM2 : Niveau réseau engorgé
REM3 : Erreur probable du communicateur
ERRM : Erreur matérielle

REM1 indique que le paquet envoyé est bien arrivé dans la couche réseau du destinataire.

REM2 indique une impossibilité de transmission certainement due à un engorgement de la couche réseau du destinataire.

REM3 indique un comportement anormal d'une station, décelé par un taux de réponses de type REM2 trop élevé.

ERRM indique une erreur matérielle nécessitant une intervention de maintenance extérieure.

4-2. Procédure R-RECEPTION

Cette primitive permet de lire un éventuel paquet arrivé dans la couche réseau. Elle donne lieu aux réponses suivantes:

RRC1: Paquet présent et lu
RRC2: Pas de paquet en attente
ERRM: Erreur matérielle

RRC1 indique la disponibilité d'un paquet arrivé dans la couche réseau interrogée.

RRC2 indique évidemment le contraire de RRC1.

ERRM a, ici, la même signification que dans la procédure précédente.

4-3. Procédure R-INITIALISATION

Cette procédure met le communicateur en activité et le connecte logiquement et physiquement au réseau. Les réponses possibles sont:

RIN1 : Fin normale d'initialisation
RIN2 : Communicateur hors tension
ERRM : Erreur matérielle

RIN1 est le réponse normale à la requête R-INITIALISATION; elle indique que la connexion est effectuée et que le communicateur participe effectivement au réseau.

RIN2 demande la mise sous tension de l'appareillage!..

ERRM annonce une erreur grave et demande une aide extérieure.

4-4. Contrôle de flux

Conformément aux spécifications du réseau local TARO, un contrôle de flux est effectué par le communicateur lui-même. Aucune autre procédure de contrôle n'est insérée ici.

5. LA COUCHE TRANSPORT

Cette couche a pour rôle de fournir un service de transport d'information pour les entités de session. Ce service doit mettre en communication deux entités repérées par leurs adresses de transport indépendamment de l'endroit où elles se trouvent réellement (ou physiquement) dans le réseau.

A ce niveau, est implanté un protocole de bout en bout chargé de détecter et de tenter de récupérer des erreurs mais aussi d'assurer un contrôle de flux efficace à l'intérieur de la connexion de transport.
Il est important de noter que les voies de communication crées à ce niveau sont unidirectionnelles, et qu'il faut établir deux liaisons pour pouvoir converser complètement au niveau des applications. D'autre part, rien n'empêche l'établissement entre deux mêmes entités de transport de plusieurs voies logiques de communication éventuellement de qualités différentes.

5-1. Le protocole de bout en bout

Deux types de messages sont échangés à l'intérieur de cette procédure: des messages courts qui véhiculent des informations de commande et des messages longs qui transportent effectivement l'information proprement dite.

5-1-1. La procédure d'appel

Ce service permet l'initialisation d'une voie logique de transmission entre deux entités du niveau transport. Il est déclenché par la station appelante vers la station appelée et doit, en conséquence, préciser les points suivants:

-Adresse de l'émetteur de l'appel
-Adresse du destinataire de l'appel
-Qualité du service demandé

La notion de qualité du service rendu est liée assez directement au contrôle de flux dans notre réalisation; en effet, ce paramètre influe sur le nombre de tampons de mémoire réservés à la réception pour cette voie logique. Il est alors évident que, plus ce nombre sera grand, plus rapide sera le service rendu (possibilité d'anticipation). A cette demande, quatre réponses sont possibles:

-Appel accepté avec la qualité demandée
-Appel accepté avec une qualité inférieure précisée
-Appel refusé par le destinataire
-Appel rejetté par impossibilité de trouver le destinataire

Pour mettre en oeuvre cette première procédure, deux types de messages de commande sont nécessaires:

APPEL: qui transporte les informations de l'appel
REP_APPEL: qui en donne la réponse explicite

Lorsqu'un appel a été accepté et que sa qualité est fixée, les deux participants de la communication connaissent le nombre de tampons dont ils peuvent disposer à l'intérieur de cette voie logique et, ainsi, participer aux procédure de contrôle de flux.

5-1-2. Contrôle de flux et contrôle d'erreur

Le premier principe du protocole de communication au niveau transport est l'existance d'acquittements explicites (ACQ) des paquets véhiculant les informations des messages. De la même façon des acquittement négatifs peuvent être signifiés par des messages NACQ.

Enfin, le contrôle de flux est assuré par des messages ARRET et MARCHE, pour suspendre ou reprendre une liaison logique.

Le protocole mis en place permet l'anticipation de telle sorte que le mécanisme d'acquittement positif (resp. négatif) indique le dernier paquet reçu correctement (resp. le premier à retransmettre) en acquittant implicitement tous les paquets reçus précédemment (resp. en demandant de retransmettre tous les paquets émis depuis lors). Il est à noter que la commande ARRET a valeur d'acquittement avec le numéro de paquet qu'elle indique.

5-1-3. Structure des paquets

La couche transport fragmente les messages en paquets lorsque la longueur du message dépasse 1K octets et elle les formatte. En plus des champs d'adresse nécessaires au bon acheminement de l'information, chaque paquet est complété par un numéro de séquence dans la voie logique qui servira aux différents paquets de contrôle de la communication. Pour permettre la détection d'erreurs de transmission, un champ de contrôle est adjoint à l'information utile (CRC).

5-1-4. Procédure de fin d'appel

La voie logique de communication peut être fermée par l'un ou l'autre des participants. Pour ce faire, il doit émettre sa requête sous la forme d'un message de commande FIN qui arrête une transmission éventuellement en cours et détruit les liens et attributs logiques de cette communication.

5-1-5. Procédures d'émission et réception

Ces procédures permettent les opérations de base de la transmission sur la voie logique définie, initialisée, et contrôlée par les autres procédures de ce niveau. Les paquets, issus des messages, qui renferment les informations à transporter sont appelés paquets INF.

Il faut noter que la technique utilisée ne demande pas la retransmission de l'ensemble du message en cas de découverte d'erreur au niveau transport, mais uniquement le ou les paquets INF nécessaires.

5-2. Les services rendus aux couches supérieures

Les services offerts par la couche transport sont les suivants: appel d'un interlocuteur, fin de transmission, acceptation d'appel, refus d'appel, émission d'information, réception d'information. Il faut bien sûr ajouter à cela, l'établissement, pour chacune de ces opérations, d'un compte rendu d'éxécution.
Un certain nombre de logiciels sont développés pour intégrer ces différents services au niveau de la station de transport.

6. CONCLUSION

La description détaillée du réseau d'interconnexion developpé pour le projet SIRENE ne doit pas faire oublier que d'autres couches de protocoles sont nécessaires à son bon fonctionnement. Une description succinte a été donnée des couches session et présentation qui ont un rôle important, et qui devront être spécifiées de manière détaillée ultérieur.

D'autre part, un langage adapté à l'écriture de programmes d'enseignement a été développé. En effet, les langages de haut niveau facilement accessibles sur micro (ou mini) ordinateurs ne sont pas satisfaisants et ne permettent pas une écriture aisée de ces programmes adaptés à l'enseignement assisté par ordinateur (EAO).

Pour conclure, il faut signaler que l'ensemble du projet SIRENE se place dans le contexte d'une grande école d'ingénieurs, et que l'un de ses principaux buts est de fournir des sujets de stages au plus haut

niveau de la recherche en informatique et télécommunications à ses étudiants. Aussi, après une phase de démarrage par le personnel enseignant pour aboutir à un réseau opérationnel, de nombreux projets voient le jour pour étendre et expérimenter par le biais des élèves de nouvelles possibilités. En particulier, des terminaux VIDEOTEX seront utilisés pour permettre une évaluation précise de leurs possibilités. En effet, leur bas prix (500 à 700 Francs en 1982), les rendront particulièrement attractifs pour de nombreuses applications.

L'interconnexion du réseau SIRENE au réseau nationnal TRANSPAC est aussi en cours d'étude. Cette liaison sera permise grâce à une passerelle (Gateway) développée sur une machine LOGABAX 3000. Dans un premier temps, l'ensemble du coupleur X25 nécessaire à cette liaison sera contenu dans la passerelle, ce qui ne permettra pas un contrôle de bout en bout sur les circuits virtuels ouverts. Cependant, dans un second temps, des expérimentations seront effectuéees pour intégrer une partie du coupleur X25 au niveau des concentrateurs et permettre ainsi un contrôle de bout en bout.

Enfin, et bien entendu, de nombreux logiciels sont à développer aussi bien du côté système d'exploitation distribué du réseau que du coté progiciels d'enseignement.

CONCLUSION

Ce travail a montré l'existence d'un nombre impressionnant de protocoles d'accès de bas niveau à un réseau local. Nous en avons étudié deux plus particulièrement. Le résultat de ces études est une constatation de l'équivalence de leurs performances au niveau des débits écoulables. Cependant, plusieurs critères d'appréciation peuvent favoriser les méthodes CSMA:

-meilleur comportement à charge égale des files d'attente
-facilitéd'implémentation et fiabilité plus grande

Il est toutefois important de mentionner une propriété du comportement des réseaux à accès aléatoire qui n'apparait que dans de très fines études: ils sont, par nature, inéquitables vis à vis des messages qu'ils ont à traiter. Ce qui n'est pas vrai pour les algorithmes en boucle tels que celui étudié ici.

D'autre part, nous avons fait état de deux expérimentations distinctes montrant que des approches tout à fait similaires peuvent être utilisées pour mettre en oeuvre des réseaux aux techniques d'accès différentes. La faisabilité et la viabilité de telles entreprises a par là-même été établie et une certaine expérience dans les problèmes de conception de réseaux a été acquise.

Lorsqu'on se place du côté d'un utilisateur qui se pose "la" question réseau, il faut considérer le problème en terme d'informatique centralisée ou répartie. Le choix qui doit obeir à des critères de fonctionnalité et non à des critères divers tels que mode, finaces,... est le seul qui peut répondre à la question réseau. Il faut cependant noter que l'apparition et l'implantation de plus en plus importante des

techniques bureautiques utilisant de petites machines prédispose à la solution répartie.

Lorsque le choix a été fait vers la solution réseau, il se pose le problème du design. On a montré que les performances de deux protocoles courants etaient équivalentes et ne devaient pas influer sur le choix. Il faut remarquer l'apparition sur le marché de différents modèles de réseaux complets "prêts à l'emploi" et en particulier le réseau ETHERNET dont le consortium Xerox-Intel-Digital essaie de faire un standard...

A l'heure actuelle, nos recherches s'orientent vers de nouvelles architectures de réseaux permettant l'accès de terminaux (ou de serveurs) à très hauts débits ainsi que la possibilité d'acheminer des images (fixes aussi bien qu'animées). Ainsi, le projet ESCALIBUR () se propose d'étudier et de réaliser un réseau expérimental dont le débit doit être de l'ordre du Giga-bit par seconde. Pour ce faire, on utilise des méthodes quelque peu différentes de celles examinées ici. D'autre part, la définition du réseau local donnée en introduction se trouve dépassée. En effet, avec de telles vitesses de transmission même un réseau "local" se trouve avoir de la mémoire. Il faudra donc trouver d'autres critères pour les définir, ou tout simplement, revenir au critère géographique!

BIBLIOGRAPHIE

Cette bibliographie présente une liste de références liées aux problèmes suivants:

-Evaluation de performances
-Modélisation
-Description de réalisations

On y trouve des ouvrages de base dans les domaines des techniques d'évaluation de performances (4, 24, 29, 34, 35, 39) ainsi que bon nombre de descriptions de réalisations et d'évaluations de techniques particulières.

Le chapitre 4 de cette thèse est né de la lecture de (27) dont il constitue une extension par une approche différente.

1) ABRAMSON N.
The throughput of packet broadcasting channels
IEEE Trans comm, Vol COM-25, num 1, 1977

2) ABRAMSON N.
The ALOHA system-Another alternative for computer communications
Fall joint computer conference, 1970

3) ABRAMSON N.
Packet switching with satellite
AFIPS Conference, New-york, 1973

4) BAHN-TRI-AN
Reseaux d'ordinateurs a commutation de paquets
These sciences appliquees, Liege, 1978

5) BAHN-TRI-AN , GELENBE E.
Etude et simulation de reseaux de diffusion sous controle
RAIRO information computer science, Vol 11, num 3, 1977

6) BAHN-TRI-AN , LABETOULLE J.
A model of the ALOHA system with reserved slots
Rapport de recherche num 76, Liege, 1976

7) BINDER R. , ABRAMSON N. , KUO F. , OKINAKA A. , WAX D.
ALOHA packet broadcasting - A retrospect
AFIPS 1975

8) CARPENTER R.J. , SOKOL J. , ROSENTHAL R.
A microprocessor based local network node
COMPCON 1978

9) ELDESSOUKY M.
Comportement des politiques d'acces appliquees au reseau local d'orsay
Rapport de recherche num 60, LRI, Paris XI, 1979

10) ELDESSOUKY M.
Performance evaluation of access protocols in local area networks
AFCET modelisation, Gif/Yvette, France, 1980

11) ELDESSOUKY M.
Modelling and performance evaluation of access protocols
These ingenieur, Limoges, 1980

12) FAYOLLE G. , GELENBE E. , LABETOULLE J.
Stability and optimal control of the packet switched broadcast channel
Journ of ACM, Vol 24, num 3, 1977

13) GELENBE E.
The queue with server of walking type and its applications
Rapport de recherche num 42, LRI, Paris XI, 1979

14) GELENBE E. , GEYL J.D. , GIBERGUES O. , HORLAIT E.
Reseau local a diffusion de paquets : XANTHOS
Convention Informatique, Paris, 1979

15) HANSEN L.W. , SCHWARTZ M.
An assigned slot listen before transmission protocol
for a multi access data cha
IEEE Trans on comm,Vol COM-27 num 6,June 1979

16) HERNANDEZ J.A. , HORLAIT E. , JOLY R. , PUJOLLE G.
A very high throughput network: the ESCALIBUR project
Rapport de recherche,ENST,Paris 1981

17) HERNANDEZ J.A. , HORLAIT E. , PUJOLLE G.
Architecture du systeme SIRENE
AFCET TTI,Gif/Yvette,France,1981

18) HORLAIT E.
Analysis of various carrier sense procedures
Rapport de recherche num 44,LRI,Paris XI,1979

19) HORLAIT E.
Presentation du systeme XANTHOS
AFCET modelisation,Gif/Yvette,France,1980

20) HORLAIT E. , PUJOLLE G.
A french telecommunication project
HICS 82,Hawaii,1982

21) INUKAI T.
An efficient SS/TDMA Time slot assignement algorithm
IEEE Trans on comm,Vol COM-7,num 10,1979

22) KLEINROCK L.
On communication and networks
IEEE Trans on comp,Vol C-25,num 12,1976

23) KLEINROCK L.
Principles and lessons in pácket communications
Proceedings of IEEE,Vol 66,num 11,1978

24) KLEINROCK L.
Queing systems Vol I et II
John Wiley and sons,New-York,1976

25) KLEINROCK L. , LAM S.S.
Packet switching in a multi access broadcast channel:
performance evaluation
IEEE Trans comm,Vol COM-23,num 4,1975

26) KLEINROCK L. , LAM S.S.
Packet switching in a multi access broadcast
channel:Dynamic control
IEEE Trans comm,Vol COM-23,num 9,1975

27) KLEINROCK L. , TOBAGI F.
Packet switching in radio channels part I,II,III and IV
IEEE Trans on comm,Vol COM-23,num 12,1975,Vol
COM-24,num8,Vol COM-25,num10,1977

28) KOBAYASHI H. , YOSHIKUNIONOZATO , DIEU HUYNH
An approximate method for design and analysis of an
ALOHA system
IEEE Trans on comm,Vol COM-25,num 1,1977

29) LABETOULLE J.
Modelisation de systemes informatiques et applications aux reseaux d'ordinateurs
These d'etat,Paris VI,1978

30) LABETOULLE J.
Modelisation du reseau local TARO
IRIA,Projet KAYAK,Rapport technique,1980

31) LAM S.
Satellite packet communication-Multiple access protocols and performances
IEEE Trans on comm,Vol COM-27,num 10,1979

32) LAM S.
A study of the CSMA protocol in local network
Distributed processing conference,California,1979

33) LAM S.
An analysis of the reservation ALOHA protocol for satellite packet switching
ICC 1978,Toronto

34) LAVENBERG S.S.
Regenerative simulation of queing networks
IBM research report RC7087

35) LEROUDIER J. , PARENT M.
Discrete event simulation modelling of computers systems
IRIA,Rapport de recherche num 177,1976

36) MACCHI C. , GUILBERT J.F.
Teleinformatique
Dunod info,Paris,1979

37) METCALFE R.M. , BOGGS D.R.
ETHERNET:Distributed Packet switching for local computer networks
Comm of ACM,Vol 19,num 7,1976

38) MOCKAPETRIS P.V. , LYLE M.R. ,FARBER D.J
On the design of local network interfaces
IFIP 1977

39) PUJOLLE G.
Modelisation et evaluation de performance des reseaux a commutation de paquets
These d'etat,Paris XI,1979

40) RAWSON E.G. , METCALFE R.M.
Fibernet:Multi mode optical fibers for local computer networks
IEEE Trans on comm,Vol COMM-26,num 7,1978

41) SERET D. , MACCHI C.
Controle adaptatif d'un reseau a diffusion de paquets
Proceedings of conference on flow control,Versailles,France,1979

42) TOBAGI F.
Performance analysis of packet radio communication systems
NTC,1977

43) TOBAGI F.A.
Analysis of slotted ALOHA in a centralized two-hop packet radio network
COMPCON Fall 1978, 1978